

**Lehrstuhl für Nachrichtentechnik
Technische Universität München**

**ZEITMULTIPLEX-DURCHSCHALTE-VERMITTLUNGSNETZ
MIT VIELFACHZUGRIFF
UND LEITUNGSGEBUNDENER SIGNALÜBERTRAGUNG**

von Dipl.-Ing. Rudolf Herbert Nocker
geboren am 25. 8. 1946 in Obergermaringen

Vollständiger Abdruck der von der Fakultät für Elektrotechnik
der Technischen Universität München
zur Erlangung des akademischen Grades eines

DOKTOR-INGENIEURS

genehmigten Dissertation.

Vorsitzender: Prof. Dr.-Ing. Th. Einsele
1. Prüfer: Prof. Dr.-Ing. H. Marko
2. Prüfer: Prof. Dr.-Ing. K. Antreich

Die Dissertation wurde am 10. 4. 1981 bei der Technischen Universität
München eingereicht und durch die Fakultät für Elektrotechnik
am 2. 7. 1981 angenommen.

Tag der Promotion: 22. 7. 1981

DM 7959

Vorwort

Mein besonderer Dank gilt Herrn Prof. Dr.-Ing. H. Marko, Inhaber des Lehrstuhls für Nachrichtentechnik an der Technischen Universität München, für die Förderung und Unterstützung, die er meiner Arbeit zuteil werden ließ.

Herrn Dr.-Ing. K. Fischer (Siemens AG) möchte ich, ebenso wie Herrn Dipl.-Ing. G. Daisenberger (Siemens AG), für wertvolle Hinweise danken.

Herrn Dr.-Ing. W. Vollmeyer (Siemens AG) danke ich herzlich für die Anregungen durch zahlreiche Diskussionen während und nach meiner Tätigkeit in den Forschungslaboratorien der Siemens AG.

Inhaltsverzeichnis

	<u>Seite</u>
Symbolverzeichnis	VI
1 Einführung	1
1.1 Zusammenstellung von Grundbegriffen	1
1.2 Grobstruktur eines Durchschalte-Vermittlungsnetzes	6
1.3 Funktionsprinzip eines Durchschalte-Vermittlungsnetzes mit verteiltem Koppelnetz und Vielfachzugriff	9
1.4 Übersicht über die behandelten Probleme	11
2 Gegenüberstellung verschiedener Netzstrukturen	14
2.1 Berechnung kürzester Graphen	14
2.2 Anteilige Leiterlänge	20
2.3 Anteilige Kabelkanallänge	20
2.4 Kabelnetzkosten	21
2.5 Zusammenfassung und Schlußfolgerung	22
3 Stand der Technik	23
3.1 TDMA-Ringleitungs-Nachrichtennetze	23
3.2 TDMA-Baumleitungs-Nachrichtennetze	27
3.3 "Verzweigungsnetz mit Informationsrückführung" - Beschreibung	30
4 Vorschlag für ein TDMA-Durchschalte-Vermittlungsnetz mit baumförmigem Leitungsnetz	35
4.1 Netzaufbau	35
4.2 Zeitplatz- und Zeitrahmenformat	37
4.2.1 Vorüberlegung	37
4.2.2 Beschreibung des Zeitplatz- und Zeitrahmenformats	38
4.3 Verzweigungseinrichtung	40
4.3.1 Funktion der Verzweigungseinrichtung	40
4.3.2 Prinzipschaltung der Verzweigungseinrichtung	45
4.4 Netzsynchronisierung	47
4.5 Zeitplatzzuordnung und Nachrichtenadressierung	49

	<u>Seite</u>
4.6 Stationen	49
4.7 Nachrichtenfluß	51
4.8 Beispiel für einen Verbindungsaufbau	52
4.9 Netz mit mehreren Verzweigungsknoten	55
4.10 Gebühreuzählung	55
4.11 Varianten des Prinzips	56
4.12 Realisierung mit konzentrierter anstatt ver- teilter Steuerung	57
4.12.1 Vorbemerkungen	57
4.12.2 Systembeschreibung	59
4.13 Hinweise zur Steuerungsaufteilung	62
4.14 Einsatzbeispiel	63
 5 Verkehrstheoretische Analyse der Kollision von Zugriffsvorgängen beim Vielfachzugriff	 65
5.1 Einführung	65
5.1.1 Definitionen zu Bedienungssystemen	65
5.1.2 Bezeichnungen	66
5.1.3 Bemerkungen zum Signalisierungsverfahren	67
5.1.4 Zeitliche Rasterung in Zeitmultiplex- systemen	68
5.1.5 Problembeschreibung	69
5.1.6 Größenverhältnisse im System	71
5.2 Warte-Verlust-Situation in einem Zugriffspunkt	74
5.2.1 Beschreibung	74
5.2.2 Berechnung des Bedienungssystems M/C/1/s	74
5.2.3 Sonderfall M/C/1	80
5.2.4 Numerische Auswertung	81
5.3 Kollisionsverlust beim Vielfachzugriff auf genau einen freien Abnehmer	84
5.3.1 Beschreibung	84
5.3.2 Berechnung des Kollisionsverlustes	84
5.3.3 Numerische Auswertung	88
5.3.4 Grenzwerte und Näherungen für den Kollisionsverlust	90
5.3.5 Zusammenfassung	91

	<u>Seite</u>
5.4 Kollisionsverlust beim Vielfachzugriff auf genau r freie Abnehmer	92
5.4.1 Beschreibung	92
5.4.2 Berechnung des Kollisionsverlustes	92
5.4.3 Grenzwerte und Näherungen für den Kollisionsverlust	97
5.4.4 Numerische Auswertung	98
5.4.5 Anschauliche Erklärung des Ergebnisses	99
5.4.6 Zusammenfassung	101
5.5 Kollisionsverlust beim Vielfachzugriff auf freie Abnehmer eines belasteten Abnehmerbündels	102
5.5.1 Beschreibung	102
5.5.2 Berechnung des Kollisionsverlustes	104
5.5.3 Wahrscheinlichkeitsfunktion für die Anzahl der belegten Abnehmer	106
5.5.4 Numerische Auswertung	110
5.5.5 Zusammenfassung	112
6 Bemessung von Vielfachzugriff-Durchschalte-Vermittlungssystemen bei Internverkehr	115
6.1 Problemstellung	115
6.2 Internverkehr-Modell	117
6.2.1 Voraussetzungen	117
6.2.2 Zustandswahrscheinlichkeiten	119
6.2.3 Verkehrsgrößen	121
6.2.4 Verlustwahrscheinlichkeiten	123
6.2.5 Numerische Auswertung	126
6.3 Ungestörte Kommunikation zweier Teilnehmer	130
6.3.1 Allgemeine Lösung	130
6.3.2 Sonderfälle	132
7 Zusammenfassung	135
Schrifttum	138

Symbolverzeichnis

a	Ergiebigkeit eines Teilnehmers
A	Angebot (allgemein)
A_N	Angebot an Nutzbelegungen je Zugriffspunkt
A_{NG}	Angebot an Nutzbelegungen insgesamt
A_Z	Angebot an Zugriffsvorgängen je Zugriffspunkt
A_{ZG}	Angebot an Zugriffsvorgängen insgesamt
B	Verlustwahrscheinlichkeit (allgemein)
BA	Verlustwahrscheinlichkeit wegen Abnehmermangel
BG	Verlustwahrscheinlichkeit insgesamt
BK	Verlustwahrscheinlichkeit wegen Kollision
BS	Verlustwahrscheinlichkeit wegen Speicherüberlauf
BLTN	Verlustwahrscheinlichkeit wegen "echten Abnehmermangels"
d	Abstand benachbarter Knoten
E_i	Ereignis "Belegung des Abnehmers i"
g_j	Belegungseinfallsrate im Zustand j
$\text{int}(x)$	größte, ganze Zahl kleiner oder gleich x
l	Kollisionsanzahl
l_A	anteilige Länge
l_{ges}	Gesamtlänge
l_{LA}	anteilige Leiterlänge
l_{KA}	anteilige Kabelkanallänge
m	Knotenanzahl je Quadratseite
M	Teilnehmeranzahl (Abschnitt 6) Knotenanzahl insgesamt (Abschnitt 2)
N	Abnehmeranzahl
p	Anzahl parallel verlegter Leitungen
P	Wahrscheinlichkeit (allgemein)
$P_B(\dots)$	Wahrscheinlichkeit für das Belegungsmuster (...)
P_j	Wahrscheinlichkeit für den Zustand j
P_Z	Zugriffswahrscheinlichkeit
r	Anzahl freier Abnehmer
R	Restverkehr
s	Warteplatzanzahl
t	Zeitvariable
T_N	Mittlere Nutzbelegungsdauer
T_R	Zeitraumendauer
T_Z	Zeitrasterdauer, Dauer eines Zugriffsvorgangs
v_Z	Maximale Zugriffsrate

- VII -

W_j	Wahrscheinlichkeit für den Zustand j
X	Zufallsgröße "Anzahl belegter Wartepplätze"
\dot{y}	Belastung (allgemein)
y_Z	Belastung durch Zugriffsvorgänge je Zugriffspunkt
y_{ZG}	Belastung durch Zugriffsvorgänge insgesamt
z	Zugriffspunktanzahl
Z	Ereignis "Zugriffsvorgang"
α	Rufeinfallrate je freier Teilnehmer
β_j	Hemmwahrscheinlichkeit im Zustand j
λ	Rufeinfallrate je Zugriffspunkt (Abschnitt 5)
	Mittlere Rufeinfallrate (Abschnitt 6)
λ_G	Rufeinfallrate insgesamt
λ_j	Rufeinfallrate im Zustand j
λ_K	Mittlere Kollisionsrate
$\lambda_{K/j}$	Bedingte Kollisionsrate im Zustand j
λ_V	Mittlere Verlustrate
$\lambda_{V/j}$	Bedingte Verlustrate im Zustand j
μ	Belegungsenderate je Belegung
μ_j	Belegungsenderate im Zustand j
π_k	Wahrscheinlichkeit für k Rufeinfälle während der Dauer T_Z

1 Einführung

Zunächst werden kurz die bei der Behandlung von Zeitmultiplex-Durchschalte-Vermittlungsnetzen mit Vielfachzugriff erforderlichen Grundbegriffe aus der Signalübertragung, Signalvermittlung und Bedienungstheorie zusammengestellt. Anschließend wird ein Schema für die Klassifizierung der "Grobstruktur" eines Durchschalte-Vermittlungsnetzes eingeführt. Das Funktionsprinzip eines (vereinfachten) Durchschalte-Vermittlungsnetzes mit Vielfachzugriff wird erklärt. Abschließend wird eine Übersicht über die in dieser Arbeit behandelten Probleme gegeben.

1.1 Zusammenstellung von Grundbegriffen /1.1 bis 1.20/

Signalübertragung

Der Begriff Nachricht ist ein allgemeiner Oberbegriff für Mitteilungen jeder Form. Die physikalische Darstellung einer Nachricht nennt man Signal, dessen nachrichtenabhängige Merkmale die Signalparameter. Ein Signal, dessen Signalparameter nur in äquidistanten Zeitpunkten definiert oder veränderlich ist, wird hier als zeitgerastertes Signal bezeichnet. Ein zeitgerastertes Signal, dessen Signalparameter nur diskrete Werte oder disjunkte Wertbereiche annehmen kann, wird hier Digitalsignal genannt. Das Signalelement in einem Zeitrasterabschnitt eines Digitalsignals nennt man Codeelement. Die Anzahl der Codeelemente pro Zeiteinheit ist die Schrittgeschwindigkeit. Ein zweiwertiges Digitalsignal wird Binärsignal genannt. Ein Codeelement eines Binärsignals wird als Bit, die Schrittgeschwindigkeit eines Binärsignals als Bitrate bezeichnet.

Bei der Pulsmodulation (PCM) wird ein wert- und zeitkontinuierliches Signal durch (äquidistante) Abtastung und nachfolgende Quantisierung in ein Digitalsignal und durch anschließende Codierung in ein anderes Digitalsignal - beispielsweise ein Binärsignal - umgeformt. Für ein Fernsprechsinal ergibt sich dabei (Abtastfrequenz 8 kHz, Codierung mit 8 Bit je quantisiertem Abtastwert) ein Binärsignal mit einer Bitrate von 64 kbit/s .

Der Signaltransport von einem Ursprungs- zu einem Zielort (Signalübertragung) erfolgt mittels eines Übertragungssystems, bestehend aus Sender, Übertragungsstrecke und Empfänger. Die Signal-

Übertragung kann leitungsgebunden (elektrische Signale auf elektrischen Leitungen, optische Signale in Lichtwellenleitern) oder leitungslos (Funkübertragung) erfolgen. Sind mehrere Signale vom gleichen Ursprungs- zum gleichen Zielort zu übertragen, so ist die einfachste Lösung hierfür das Raummultiplexverfahren (SDM Space Division Multiplex). Hierbei wird jedes Signal über eine gesonderte, nummerierte Leitung übertragen. Ein für Binärsignale geeignetes Multiplexverfahren mit verringertem Leitungsaufwand ist das Zeitmultiplexverfahren (TDM Time Division Multiplex). Beim Zeitmultiplexverfahren (Bild 1.1) wird von einem Multiplexer (Demultiplexer) jedem Eingang (Ausgang) die Übertragungsstrecke während verschiedener Zeitabschnitte zugeordnet. Entsprechend der Zuordnung der Zeitabschnitte unterscheidet man zwischen Zeitlagen-Adressierung (time position addressing) und Code-Adressierung (code addressing), auch Adressblock-Adressierung bezeichnet.

Beim Zeitmultiplexverfahren mit Zeitlagen-Adressierung wird ein periodisch sich wiederholender Zeitrahmen in Zeitabschnitte - genannt Zeitplätze - aufgeteilt. Ein vereinbartes Signal - genannt Rahmenkennungssignal oder Synchronisierungssignal - im beispielsweise nullten Zeitplatz definiert den Rahmenanfang. Jedem der z Multiplexereingänge (Demultiplexerausgänge) wird der Reihe nach der Zeitplatz 1 bis z zugeordnet. Das im Zeitplatz 0 zusätzlich zu den Nutzsignalen übertragene Rahmenkennungssignal erfüllt die Funktion der Leitungsnummern beim Raummultiplexverfahren, da es das Abzählen der Zeitplätze ermöglicht.

Beim Zeitmultiplex-Verfahren mit Code-Adressierung wird ein Zeitrahmen in Zeitplätze für Adress- plus Nutzsignal unterteilt. Jedem Nutzsignal wird die Zieladresse vorangestellt. Wenn stets nur ein Teil der Multiplexereingänge belegt ist, läßt sich bei Code-Adressierung wegen der Konzentrationswirkung Bitrate gegenüber der Zeitlagen-Adressierung einsparen. Im Extremfall besteht ein Rahmen nur noch aus jeweils einem Synchronisierungs-, Adress- und Nutzsignal. In der deutschsprachigen Literatur wird das Zeitmultiplex-Verfahren mit Code-Adressierung auch als Adressenmultiplex-Verfahren bezeichnet. Es hat überhaupt nichts zu tun mit dem binären Codemultiplex-Verfahren, bei dem fast orthogonale Bitkombinationen als Trägersignale verwendet werden.

Vielfachzugriff liegt vor, wenn von mehr als einem Ort aus Zu-

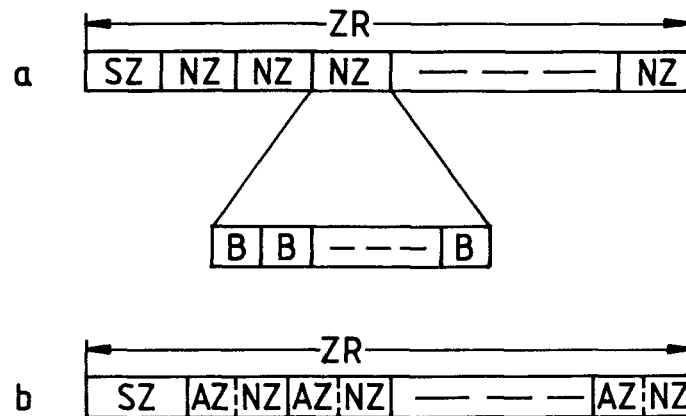


Bild 1.1: Zeitmultiplexverfahren für Binärsignale

a Zeitlagen-Adressierung

b Code-Adressierung

ZR Zeitrahmen; SZ Synchronisier-Zeitplatz; NZ Nutz-Zeitplatz; AZ Adress-Zeitplatz; B Bit;

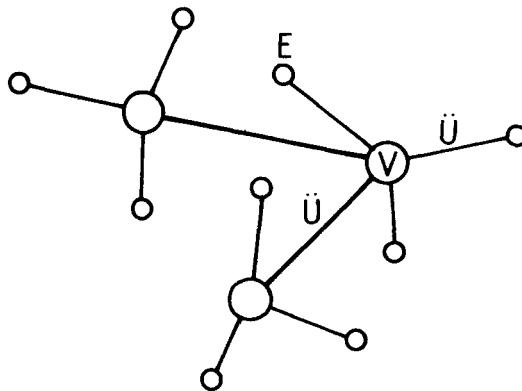


Bild 1.2: Bestandteile eines Vermittlungsnetzes

E Endstelle; Ü Übertragungssystem; V Vermittlungssystem;

griffsmöglichkeit auf dieselben Übertragungskanäle eines Übertragungssystems besteht. Man kann dies als Verteilung des Multiplexers und Demultiplexers auf mehrere Zugriffspunkte auffassen. Entsprechend dem Signalbündelungs-Verfahren unterscheidet man (unter anderem) zwischen Raummultiplexvielfachzugriff (SDMA Space Division Multiplex Access) und Zeitmultiplexvielfachzugriff (TDMA Time Division Multiplex Access).

Signalvermittlung

Telekommunikation ist der Nachrichtenaustausch zwischen beliebigen Kommunikationspartnern (auch Teilnehmer genannt) über beliebige Entfernungen hinweg. Das nachrichtentechnische System zur Durchführung der Telekommunikation wird Nachrichtennetz genannt. Ein Nachrichtennetz für die Telekommunikation zwischen jeweils zwei beliebigen Teilnehmern ist ein Vermittlungsnetz. Ein Vermittlungsnetz besteht aus Endstellen, Übertragungssystemen und Vermittlungssystemen (Bild 1.2). In dieser Arbeit werden nur Vermittlungsnetze für gleichwertigen und gleichzeitigen Nachrichtenaustausch - kurz: symmetrischen Duplexbetrieb - betrachtet.

Vermittlungsnetze werden meist hierarchisch in mehreren Netzebenen aufgebaut. Als Verkehrspunkte einer Netzebene werden hier diejenigen Orte der betrachteten Netzebene bezeichnet, an denen der Nachrichtenverkehr zugeführt oder/und abgenommen wird. Beispielsweise sind die Verkehrspunkte der Teilnehmerebene die Endstellen und die Übergabestelle(n) zur nächsthöheren Netzebene.

Es gibt zwei Vermittlungsverfahren, das Teilstrecken-Verfahren und das Durchschalte-Verfahren. In dieser Arbeit werden nur Vermittlungsnetze betrachtet, die nach dem Durchschalte-Verfahren arbeiten. Beim Durchschalte-Verfahren wird ein durchgehender Übertragungskanal zwischen den beiden am Dialog beteiligten Endstellen hergestellt. Die Signale werden dabei im Vermittlungssystem ohne nennenswerte Verzögerung oder Bearbeitungsvorgänge weitergeleitet. Die an eine Vermittlung angeschalteten Übertragungskanäle werden hierzu zeitweise miteinander verbunden. Durchschalte-Vermittlungssysteme bestehen aus Koppelnetz, Steuerung und Anschlußschaltungen und müssen die in Bild 1.3 angegebenen Grundaufgaben ausführen. Im Koppelnetz einer Durchschalte-Vermittlung wird derzeit nur das Raummultiplex- oder das Zeitmultiplex-Verfahren an-

- 1 Verbindungswunsch erkennen
- 2 Zielinformation aufnehmen
- 3 Zielinformation auswerten
- 4 Wegeauswahl vornehmen
- 5 Verbindung durchschalten
- 6 Auslösewunsch erkennen
- 7 Verbindung auslösen
- 8 Gebühren erfassen

Bild 1.3: Teilaufgaben einer Durchschalte-Vermittlung

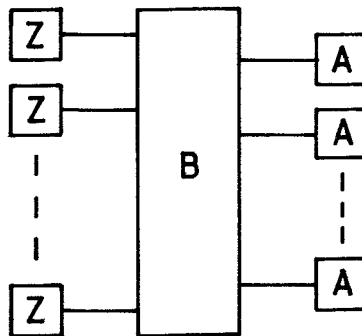


Bild 1.4: Bestandteile eines Bedienungssystems
Z Zubringer; B Bedienungseinrichtung; A Abnehmer;

gewendet. Man spricht dementsprechend von einem Raummultiplex- oder Zeitmultiplex-Koppelnetz.

Ein Vermittlungsnetz, bei dem die Signalübertragung auf den Übertragungs- und in den Vermittlungssystemen gleichermaßen in digitaler Form erfolgt, ist ein integriertes Digitalnetz (IDN Integrated Digital Network, Integration erster Art). Ein integriertes Digitalnetz für mehr als eine Nachrichtenart ist ein dienstintegrierendes Digitalnetz (ISDN Integrated Services Digital Network, Integration zweiter Art).

Bedienungssysteme

Ein technisches Bedienungssystem besteht aus (Verkehrs-) Zubringern, einer Bedienungseinrichtung und (Verkehrs-) Abnehmern (Bild 1.4). Die Zubringer erzeugen in zufälligen Abständen Forderungen auf Bedienung durch Abnehmer. Die Belegungszeit der Abnehmer (Bedienzeit) ist im allgemeinen ebenfalls zufällig. Wenn alle Abnehmer belegt sind, können eintreffende Forderungen auf Bedienung nicht mehr sofort erfüllt werden. Entsprechend der Behandlung dieser Forderungen durch die Bedienungseinrichtung unterscheidet man zwischen Verlustsystemen und Wartesystemen.

Bei Verlustsystemen werden nicht sofort ausführbare Forderungen überhaupt nicht mehr abgefertigt, sie gehen "zu Verlust". Die Abfertigungsgüte eines Verlustsystems wird durch die Verlustwahrscheinlichkeit gekennzeichnet. Bei Wartesystemen werden nicht sofort ausführbare Forderungen in eine Warteschlange eingeordnet. Diese wird nach einer vorgegebenen Strategie abgearbeitet. Die Abfertigungsgüte eines Wartesystems wird durch die Wartewahrscheinlichkeit und die Verteilungsfunktion der Wartezeit gekennzeichnet.

Die Berechnung der für die Einhaltung einer geforderten Abfertigungsgüte mindestens erforderlichen Abnehmeranzahl bei vorgegebenen Verteilungsfunktionen für die Forderungs-Einfallabstände bzw. Bedienzeiten und bekannter Abfertigungsstrategie der Bedienungseinrichtung ist Gegenstand der Bedienungs- oder Verkehrstheorie.

1.2 Grobstruktur eines Durchschalte-Vermittlungsnetzes

Klassifizierung von Graphen /1.23, 1.24/

Einfache Graphen sind ungerichtete Graphen ohne Schlingen und ohne parallele Kanten. Nachfolgend ist stets von zusammenhängenden, ein-

fachen Graphen die Rede (Bezeichnungen nach /1.21, 1.22/). Solche Graphen können folgendermaßen klassifiziert werden (Bild 1.5): Je nachdem, ob der Graph Maschen enthält oder nicht, erfolgt eine Einteilung in vermaschte Graphen und Bäume. Sonderfälle von vermaschten Graphen sind der vollvermaschte Graph und der Ring. Sonderfälle von Bäumen sind die Linie und der Stern (Bild 1.6).

Leiternetzstruktur eines Vermittlungsnetzes

Stellt man die Verkehrspunkte einer Netzebene als Punkte und Leitungen zwischen zwei Verkehrspunkten als eine einzige, ungerichtete Verbindung zwischen den entsprechenden Punkten dar, so erhält man einen zusammenhängenden einfachen Graph. Der Name dieses Graphs entsprechend der obigen Klassifizierung sei die Leiternetzstruktur in dieser Netzebene. Man spricht demzufolge von vermaschtem Leiternetz, Ringleiternetz, vollvermaschtem Leiternetz, Baumleiternetz usw.

Verteilung der Vermittlungseinrichtung

Koppelnetz und Steuerung eines Durchschalte-Vermittlungsnetzes können verschiedenartig auf die Verkehrspunkte einer Netzebene verteilt sein:

- Ist die Steuerung (bzw. das Koppelnetz) in einem Verkehrspunkt konzentriert, sei dies als konzentrierte Steuerung (bzw. konzentriertes Koppelnetz) bezeichnet.
- Ist die Steuerung (bzw. das Koppelnetz) gleichmäßig auf alle Verkehrspunkte verteilt, sei dies als verteilte Steuerung (bzw. verteiltes Koppelnetz) bezeichnet.

Wenn sowohl Steuerung als auch Koppelnetz konzentriert (bzw. verteilt) sind, sei dies zentrale (bzw. dezentrale) Vermittlung genannt. Eine Zwischenlösung zwischen zentraler und dezentraler Vermittlung liegt bei verteiltem Koppelnetz und konzentrierter Steuerung vor. Die vierte Möglichkeit ist ohne Bedeutung.

Grobstruktur eines Durchschalte-Vermittlungsnetzes

Mit dem Begriff Grobstruktur soll hier die räumliche Verteilung der Vermittlungseinrichtung auf die Verkehrspunkte einer Netzebene und deren Verbindung untereinander durch Leitungen – somit die räumliche Anordnung der wichtigsten Bestandteile des Durchschalte-Vermittlungsnetzes – gekennzeichnet werden. Die Grobstruktur

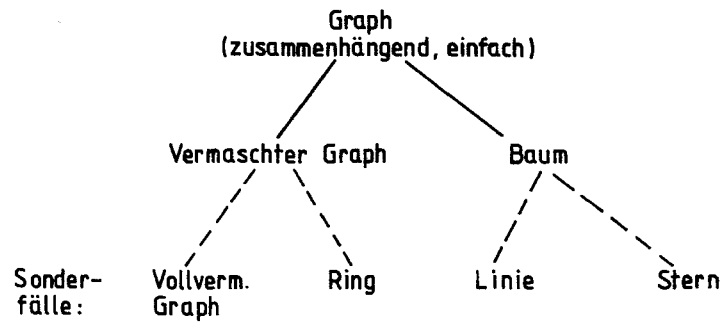


Bild 1.5: Klassifizierung einfacher, zusammenhängender Graphen

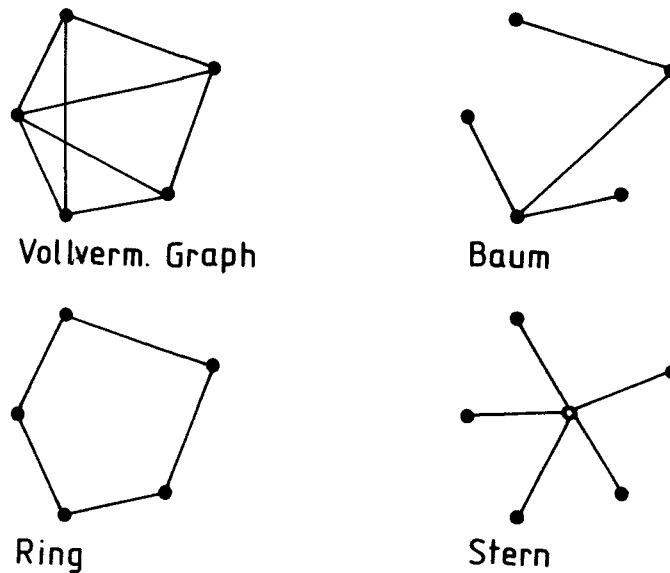


Bild 1.6: Grundformen einfacher, zusammenhängender Graphen

kann demnach durch drei Angaben (3-Tupel) gekennzeichnet werden: (Leiternetzstruktur, Koppelnetzverteilung, Steuerungsverteilung). Beim heutigen Fernsprech-Ortsnetz liegt beispielsweise die Grobstruktur (Stern, konzentriert, konzentriert), nämlich ein Sternleiternetz mit zentraler Vermittlung vor.

Bedingt durch die technologische Entwicklung werden seit einiger Zeit auch Ring- und Baumleiternetze mit verteiltem Koppelnetz diskutiert, bei denen das Prinzip des Vielfachzugriffs angewendet wird. Die Steuerung kann dabei verteilt oder konzentriert sein. In dieser Arbeit werden nur solche Vermittlungsnetze und damit zusammenhängende Probleme betrachtet.

1.3 Funktionsprinzip eines Durchschalte-Vermittlungsnetzes mit verteiltem Koppelnetz und Vielfachzugriff

Voraussetzungen

Für die Darstellung des Funktionsprinzips eines Durchschalte-Vermittlungsnetzes mit verteiltem Koppelnetz und Vielfachzugriff sei zunächst vorausgesetzt:

- (1) Teilnehmerebene (M Teilnehmer),
- (2) reiner Internverkehr,
- (3) Raummultiplex-Verfahren,
- (4) verteilte Steuerung,
- (5) Linienleiternetz.

Nachfolgend wird auf diese Voraussetzungen noch eingegangen.

Beschreibung des Funktionsprinzips (Bild 1.7)

Jeder der M Endstellen ist eine kleine Vermittlungseinrichtung fest zugeordnet. Jede Vermittlungseinrichtung hat über ein Koppelnetz mit N_{MAX} Koppelpunkten - wobei $N_{MAX} = \text{int}(M/2)$ - Zugriff auf ein Bündel von N_{MAX} bidirektional betriebenen Leitungen, welche alle Endstellen untereinander verbinden. Bei N_{MAX} Leitungen sind gleichzeitig Internverbindungen zwischen beliebig vielen Paaren der vorhandenen M Endstellen möglich. Jeder Verbindungswunsch zu einer freien Endstelle ist sofort ausführbar (blockierungsfreies Netz). Tatsächlich sind jedoch nie alle Teilnehmer gleichzeitig aktiv. Deshalb kann die Leitungszahl N kleiner als die maximal erforderliche Anzahl N_{MAX} gewählt werden. Dies ergibt eine Reduzierung der Leitungsanzahl - und damit der Koppelpunktzahl - um mindestens eine Zehnerpotenz.

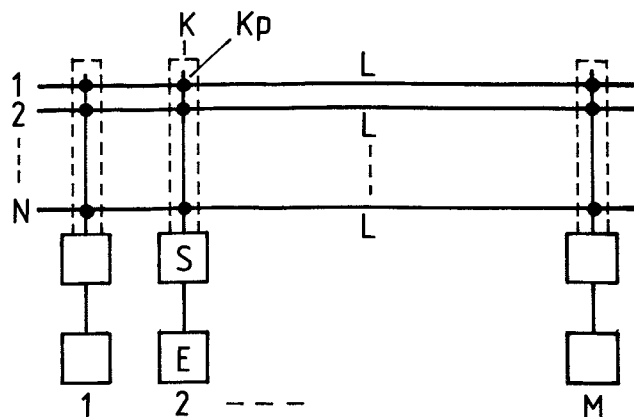


Bild 1.7: Prinzipieller Aufbau eines Durchschalte-Vermittlungsnetzes mit verteiltem Koppelnetz und Vielfachzugriff
E Endstelle; S Steuerung; L Leitung; K Koppelnetz;
Kp Koppelpunkt;

Eine Durchschalte-Verbindung zwischen zwei Endstellen wird - vereinfacht beschrieben - folgendermaßen aufgebaut:
Der rufende Teilnehmer teilt durch seine Endstelle seiner (kleinen) Vermittlungseinrichtung seinen Verbindungswunsch mit. Diese wählt irgendeine freie Leitung aus und belegt diese. Dann teilt sie - auf irgendeine Weise - der gerufenen Vermittlungseinrichtung den Verbindungswunsch und die Nummer der belegten Leitung mit. Diese stimmt - die gerufene Endstelle sei frei - dem Verbindungswunsch zu. An die rufende Endstelle wird jetzt das Freizeichen, an die gerufene Endstelle das Rufkriterium ausgegeben. Nach Abheben des gerufenen Teilnehmers werden beide Endstellen auf die ausgewählte Leitung durchgeschaltet. Jetzt kann der Nachrichtenaustausch zwischen beiden Teilnehmern stattfinden. Nach Auflegen eines der beiden Teilnehmer wird von beiden Vermittlungseinrichtungen die benutzte Leitung freigegeben.

Bemerkungen zu den Voraussetzungen

Zu den anfangs gemachten Voraussetzungen ist folgendes zu bemerken:
(1) Prinzipiell ist der Einsatz nicht nur für die Teilnehmerebene,

sondern für beliebige Netzebenen möglich. In höheren Netzebenen ergibt sich jedoch kaum noch ein Bündelungsgewinn durch gemeinsame Nutzung von Sprechkreisen. Deshalb dürfte der Einsatz auf teilnehmernahe Netzebenen beschränkt sein.

- (2) Systeme dieser Art sind nicht nur für Internverkehr, sondern - bei Einführung einer zusätzlichen Übergabestelle für Externverkehr - für beliebige Verkehrsverteilungen einsetzbar.
- (3) Anstatt des Raummultiplex-Verfahrens wird (zur Reduzierung des Leitungsaufwands) das Zeit- oder Codemultiplex-Verfahren angewendet.
- (4) Hier wurde eine verteilte Steuerung (somit dezentrale Vermittlungstechnik) vorausgesetzt. Ähnliche Lösungen sind aber auch mit zentraler Steuerung denkbar.
- (5) Anstatt mit einem Linienleiternetz sind Systeme dieser Art auch mit einem Baum- oder Ringleiternetz realisierbar.

1.4 Übersicht über die behandelten Probleme

Kurze Übersicht

In den Abschnitten 2 und 3 wird auf die Einsatzmöglichkeiten und den technischen Stand von Zeitmultiplex-Durchschalte-Vermittlungsnetzen mit Vielfachzugriff und leitungsgebundener Übertragungstechnik eingegangen. Den Schwerpunkt der Arbeit bilden die Abschnitte 4 und 5. In Abschnitt 4 wird ein neues Funktionsprinzip für ein Vermittlungsnetz des genannten Typs vorgestellt. In Abschnitt 5 werden die solchen Vermittlungsnetzen (bei verteilter Steuerung) eigenen "Kollisionen von Zugriffsgängen" verkehrstheoretisch untersucht. Abschließend wird in Abschnitt 6 die Dimensionierung kleiner Systeme bei Internverkehr betrachtet.

Genauere Übersicht

In Abschnitt 2 wird ein grundsätzlicher Vergleich der Kabelnetz-kosten bei stern-, ring- und baumförmigem Leitungsnetz durchgeführt. Dazu wird eine gleichmäßige Anordnung der zu bedienenden Verkehrspunkte auf einer quadratischen Grundfläche sowie seitenparallele Kabelkanal- und Leitungsführung vorausgesetzt. Aus den Ergebnissen für die Kabelnetz-kosten lassen sich Einsatzmöglichkeiten für Zeitmultiplex-Vielfachzugriff(TDMA)-Durchschalte-Vermittlungsnetze mit einem ring- oder baumförmigen Leitungsnetz ableiten.

In Abschnitt 3 wird auf den "Stand der Technik" bei Zeitmultiplex-Vielfachzugriff-Nachrichtennetzen mit leitungsgebundener Signalübertragung eingegangen. Es werden die wichtigsten Beiträge - getrennt nach Ring- und Baumleitungsnetzen - kurz beschrieben. Die grundsätzlichen Eigenschaften dieser beiden Netztypen werden zusammengestellt.

In Abschnitt 4 wird ein neuer Vorschlag für ein TDMA-Durchschalte-Vermittlungssystem mit Baumleitungsnetz vorgestellt. Für eine Durchschalteverbindung ist hierbei nur ein einziger Zeitplatz pro Übertragungsrichtung erforderlich. Dies ergibt gegenüber früheren Vorschlägen eine Halbierung der erforderlichen Bitrate auf den theoretisch mindestens erforderlichen Wert. Das Grundkonzept und die Funktionsweise dieses Systemvorschlags werden detailliert beschrieben. Verschiedene Varianten zum beschriebenen Systemvorschlag werden skizziert. Es wird gezeigt, wie das zugrundeliegende Funktionsprinzip bei konzentrierter - anstatt verteilter - Steuerung angewendet werden kann. Schließlich wird kurz auf den zweckmäßigen Aufbau von Fernsprech-Nebenstellenanlagen nach diesem Funktionsprinzip eingegangen.

In Abschnitt 5 wird ein verkehrstheoretisches Problem untersucht, das nur bei Vielfachzugriff-Systemen mit verteilter Steuerung auftreten kann. Wenn dort aus verschiedenen Zugriffspunkten etwa gleichzeitig auf denselben freien Abnehmer zugegriffen wird, ergibt sich eine "Kollision von Zugriffsvorgängen". Die einfachste Reaktion auf solche Kollisionen ist, die kollidierenden Zugriffsvorgänge abubrechen und nicht mehr zu wiederholen. Die den kollidierenden Zugriffsvorgängen zugehörigen Verbindungswünsche gehen bei diesem Vorgehen "wegen Kollision zu Verlust". Nur dann, wenn bei einem Zugriffsvorgang keine Kollision auftritt, folgt auf den Zugriffsvorgang (mit konstanter Dauer) unmittelbar eine Nutzbelegung (mit negativ exponentiell verteilter Dauer). In dieser Arbeit wird die Verlustwahrscheinlichkeit "wegen Kollision" beim Vielfachzugriff aus z Zugriffspunkten auf zufällig ausgewählte freie Abnehmer bei insgesamt N vorhandenen Abnehmern berechnet.

In Abschnitt 6 wird zum Abschluß das Problem der Bemessung der Abnehmeranzahl bei reinem Internverkehr zwischen endlich vielen Teilnehmern und voller Erreichbarkeit der Abnehmer untersucht. Dieses Problem tritt (näherungsweise) beim Einsatz des hier be-

handelten Netztyps für Nebenstellenanlagen auf. Ein exaktes Verkehrsmodell hierfür wurde vom Verfasser als Mitautor bereits veröffentlicht. Es wird hier in gekürzter Form abgeleitet. Zusätzlich werden die Eignung des für Internverkehr vorgeschlagenen Bemessungskriteriums sowie Sonderfälle des Internverkehr-Modells diskutiert.

In Abschnitt 7 sind die wichtigsten Ergebnisse dieser Arbeit zusammengefaßt.

2 Gegenüberstellung verschiedener Netzstrukturen

Von einem Vermittlungsnetz wird die Erfüllung bestimmter Leistungsmerkmale gefordert. Ein neues Vermittlungsprinzip kann sich nur dann durchsetzen, wenn es die Erfüllung geforderter Leistungsmerkmale mit geringeren Kosten - verglichen mit bestehenden Vermittlungsprinzipien - ermöglicht. Die Kosten eines Vermittlungsnetzes setzen sich zusammen aus den Kosten für die Endstellen, Vermittlungseinrichtungen, Übertragungseinrichtungen, Kabel und Kabelkanäle. Im bestehenden Fernsprechnetzen bilden die Kosten für Kabel und Kabelkanäle - die Kabelnetzskosten - den dominierenden Kostenanteil an den Gesamtkosten.

Deshalb wird nachfolgend ein grundsätzlicher Vergleich der Kosten für Kabel und Kabelkanäle bei den Leitungsnetzstrukturen Stern, Ring und Baum durchgeführt. Dazu wird eine Anordnung von Verkehrspunkten nach Bild 2.1 vorausgesetzt. Die Führung von Leitungen und Kabelkanälen sei nur parallel zu den Seiten des Quadrats möglich. Dies entspricht in guter Näherung den Bedingungen für teilnehmernahe Netzebenen, beispielsweise in städtischen Ortsnetzen. Aus den Ergebnissen können Einsatzmöglichkeiten für Durchschalte-Vermittlungsnetze mit verteiltem Koppelnetz und Vielfachzugriff abgeleitet werden. In diesem Abschnitt sind auch Ergebnisse aus der Veröffentlichung /2.1/ des Verfassers enthalten.

2.1 Berechnung kürzester Graphen

Für die im Bild 2.1 angegebene Anordnung von Punkten wird nun ein Ring, ein vollvermaschter Graph, ein Baum, eine Linie und ein Stern mit jeweils minimaler Gesamtlänge l_{ges} bei orthogonaler Führung parallel zu den Seiten des Quadrats berechnet. Division durch $M = m^2$ ergibt die anteilige Gesamtlänge $l_A = l_{\text{ges}}/m^2$. In Bild 2.2 sind die nachfolgend berechneten Ergebnisse dargestellt.

Kürzester Ring

Bei m^2 Knoten hat ein Ring genau m^2 Kanten. Nach Bild 2.1 ist die minimale Länge einer Kante $d = 1/m$. Hat ein Ring nur Kanten dieser Länge d , so hat er minimale Länge. Bei geradem m kann man viele verschiedene solcher Ringe bilden. Bild 2.3 zeigt einen. Bei ungeradem

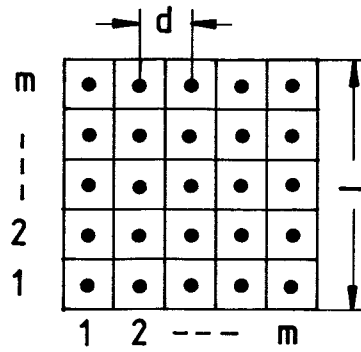


Bild 2.1: Anordnung von Knoten zur Berechnung kürzester Graphen

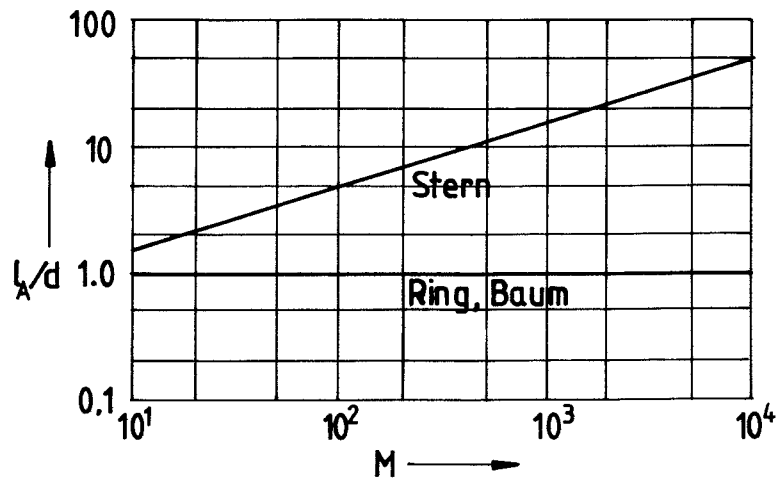


Bild 2.2: Länge pro Knoten verschiedener kürzester Graphen bei orthogonaler Kantenführung
 l_A Länge pro Knoten; d Abstand benachbarter Knoten;
 M Knotenanzahl;

m ist bei orthogonaler Führung mindestens eine Kante der Länge 2d erforderlich. Für die anteilige Gesamtlänge l_A - normiert auf d - gilt für den kürzesten Ring deshalb

$$l_A/d = \begin{cases} 1 & \text{für gerade } m \\ (m^2+1)/m^2 & \text{für ungerade } m. \end{cases}$$

Für $m \geq 5$ gilt also mit guter Näherung stets $l_A \approx d$.

Kürzester vollvermaschter Graph (zum Vergleich)

Nur zum theoretischen Vergleich soll auch die anteilige Netzlänge beim kürzesten vollvermaschten Graphen berechnet werden. Zwischen zwei Punkten mit den Koordinaten (x_1, y_1) und (x_2, y_2) - Bild 2.3 - ist bei orthogonaler Führung die minimale Länge einer Verbindung genau $\text{abs}(x_1 - x_2) + \text{abs}(y_1 - y_2)$, mit $\text{abs}(x)$ =Absolutwert von x. Die Summe l_{ij} der Längen aller Kanten vom Knoten mit den Koordinaten (i, j) zu allen übrigen Knoten mit den Koordinaten (s, t) , ($s = 1, 2, \dots, m$; $t = 1, 2, \dots, m$) ist also

$$l_{ij} = d \sum_{s=1}^m \sum_{t=1}^m [\text{abs}(i-s) + \text{abs}(j-t)].$$

Bei Summation über alle möglichen i bzw. j wird die Länge jeder Kante zweimal berücksichtigt, deshalb ist

$$l_{\text{ges}} = \frac{1}{2} \sum_{i=1}^m \sum_{j=1}^m l_{ij}.$$

Nach mehreren Umformungen ergibt sich schließlich als Ergebnis für die anteilige Gesamtlänge $l_A = l_{\text{ges}}/m^2$ exakt

$$l_A/d = m \cdot (m^2-1)/3.$$

Für $m \geq 5$ gilt also mit guter Näherung $l_A/d \approx 0,33 m^3$. Bei geradliniger Verbindung der Knoten ergibt die numerische Berechnung für $m \geq 5$ etwa $l_A/d \approx 0,26 m^3$.

Kürzester Baum, kürzeste Linie

Beim m^2 Knoten hat ein Baum genau m^2-1 Zweige. Nach Bild 2.1 ist d die minimal mögliche Länge eines Zweiges. Hat ein Baum nur Zweige der Länge d, so hat er minimale Länge. Dies ist hier immer möglich.

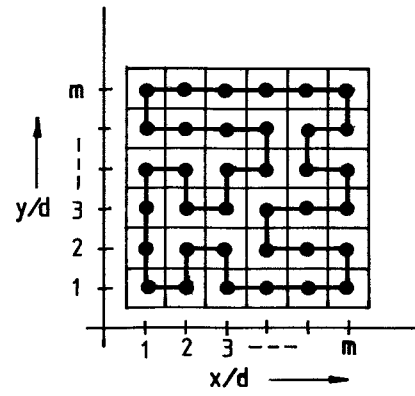


Bild 2.3: Ein kürzester Ring

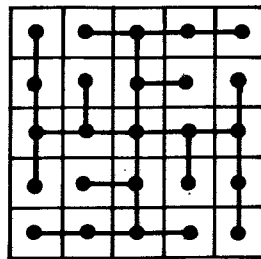


Bild 2.4: Ein kürzester Baum

Bild 2.4 zeigt einen solchen kürzesten Baum. Die anteilige Gesamtlänge l_A ist somit beim kürzesten Baum

$$l_A/d = (m^2-1)/m^2.$$

Für $m \geq 5$ gilt also mit guter Näherung $l_A/d \approx 1$.

Bei der Anordnung nach Bild 2.1 ergibt sich für die Linie dieselbe Aussage wie für den Baum.

Kürzester Stern

Sind m^2 Punkte geradlinig mit einem "Sternpunkt" zu verbinden, ergibt sich der kürzeste Stern bekanntlich dann, wenn der Sternpunkt in den Schwerpunkt der m^2 Punkte gelegt wird. Dies gilt bei der Anordnung der Punkte nach Bild 2.1 auch dann, wenn nur kürzeste orthogonale Verbindungen erlaubt sind. Weil solche Verbindungen auf vielfältige Weise möglich sind, gibt es viele kürzeste Sterne. Im Bild 4.5 ist für gerade und ungerade m ein Viertel eines solchen kürzesten Sterns dargestellt. Die Berechnung der anteiligen Netzlänge eines kürzesten Sterns ist in /2.1/ skizziert. Es ergibt sich

$$\frac{l_A}{d} = \begin{cases} \frac{(m^2-1)m}{m^2 \cdot 2} & m \text{ ungerade} \\ \frac{m}{2} & m \text{ gerade} \end{cases}$$

Für $m \geq 5$ gilt also mit guter Näherung für die kürzeste anteilige Gesamtlänge stets

$$l_A \approx 0,50 \cdot m \cdot d = 0,50 \cdot l.$$

Die numerische Berechnung der minimalen anteiligen Gesamtlänge bei geradliniger Verbindung ergibt für $m \geq 5$

$$l_A \approx 0,38 \cdot m \cdot d = 0,38 \cdot l.$$

Die orthogonale Führung ergibt also eine Erhöhung der anteiligen Gesamtlänge um rund 30%.

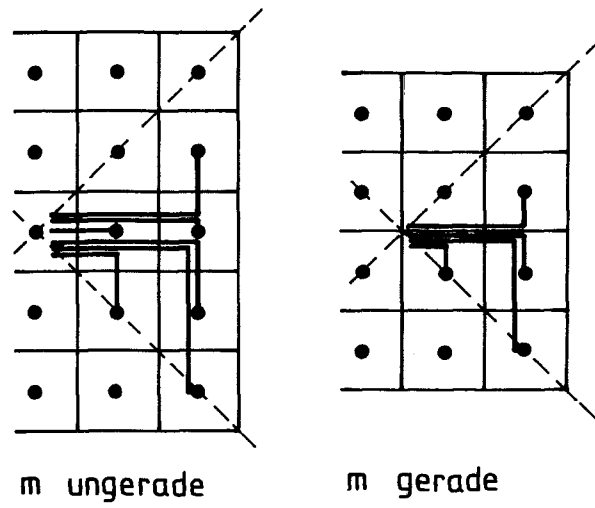


Bild 2.5: Ein Viertel eines kürzesten Sterns

2.2 Anteilige Leiterlänge

Die anteilige Leiterlänge l_{LA} (Leiterlänge je Verkehrspunkt) ist für eine vorgegebene Leiternetzstruktur das Produkt aus der anteiligen Gesamtlänge l_A des entsprechenden Graphen und der Anzahl p der parallel verlegten Leitungen. Die mindestens erforderliche anteilige Leiterlänge bei den Leiternetzstrukturen Stern, Ring und Baum kann also mit dem jeweiligen Wert von p aus Bild 2.2 ermittelt werden:

$$l_{LA} = p \cdot l_A$$

Bei gleichem Wert von p ist die anteilige Leiterlänge beim Ring- und Baumleitungsnetz erheblich kleiner als beim Sternleitungsnetz, bei 100 Verkehrspunkten beispielsweise um den Faktor 5.

2.3 Anteilige Kabelkanallänge

Als anteilige Kabelkanallänge wird hier die Kabelkanallänge je Verkehrspunkt bezeichnet. Diese Größe bestimmt bei Erdverlegung der Kabel weitgehend die Kosten der Erdarbeiten je Verkehrspunkt. Die anteilige Kabelkanallänge ist beim kürzesten Ring- bzw. Baumleitungsnetz gleich der anteiligen Gesamtlänge des kürzesten Rings bzw. Baums und damit in beiden Fällen praktisch gleich. Beim kürzesten Sternleitungsnetz können bei der betrachteten Anordnung der Verkehrspunkte die Leitungen stets so verlegt werden, daß die zugehörigen Kabelkanäle einen kürzesten Baum bilden. Beispielsweise ist das Kabelkanalnetz für das Sternleitungsnetz nach Bild 2.5 der Baum nach Bild 2.4. Für ein kürzestes Leitungsnetz der Struktur Ring, Baum, Linie und Stern ist also die anteilige Kabelkanallänge l_{KA} je Verkehrspunkt stets gleich, nämlich

$$l_{KA} \approx d.$$

Der Vollständigkeit halber sei vermerkt, daß sich beim kürzesten vollvermaschten Leitungsnetz für die anteilige Kabelkanallänge je Verkehrspunkt $l_{KA} = 2 d \cdot (m-1)/m \approx 2 d$ ergäbe.

2.4 Kabelnetzskosten

Ein Ring- oder Baumleitungsnetz erfordert dieselbe Kabelkanallänge wie ein Sternleitungsnetz. Dagegen kann die Leitungslänge in einem Ring- oder Baumleitungsnetz erheblich kleiner werden als in einem Sternleitungsnetz, falls jeweils nur eine Leitung (also $p = 1$) verlegt wird. Dies wird zunächst vorausgesetzt, nachfolgend wird darauf noch eingegangen. Kosteneinsparungen im Kabelnetz durch Ring- oder Baumleitungsnetze können also nur auftreten, wenn die Leitungskosten kostenbestimmend für die Kabelnetzskosten sind.

In Fernsprech-Ortsnetzen bilden die Kabelnetzskosten einen dominierenden Kostenanteil von rund 66% der Gesamtkosten /2.2/. Von den Kabelnetzskosten entfällt der überwiegende Anteil auf Erdarbeiten und Kabelkanalbau, ein kleiner Anteil auf die Kabel selbst. Die verringerten Leitungskosten bei Ring- oder Baumleitungsnetzen wirken sich somit kaum aus.

Bei Fernsprech-Nebenstellenanlagen werden die Kabel dagegen nicht in der Erde, sondern in Installationsschächten von Gebäuden verlegt. Die Kabelnetzskosten sind dann - wegen der entfallenden Erdarbeiten - weitgehend durch die Kabelkosten bestimmt. Ein Ring- oder Baumleitungsnetz ermöglicht hier gegenüber einem Sternleitungsnetz Kosteneinsparungen im Kabelnetz.

Zur anfangs gemachten Voraussetzung, daß nur eine Leitung (desselben Typs) verlegt wird, ist noch folgendes zu bemerken:

- Bei optischer Signalübertragung über Lichtwellenleiter kann die (bei Stern- und Baumleitungsnetzen erforderliche) gleichzeitige Signalübertragung in beiden Übertragungsrichtungen durch "Wellenlängen-Multiplex" (Frequenzmultiplex der optischen Trägersignale) realisiert werden. Lichtwellenleiter - selbst Multimode-Lichtwellenleiter - haben gleichbleibende Übertragungseigenschaften bis zu sehr hohen Bitraten. Über nur einen Lichtwellenleiter können somit sehr viele digitalisierte Fernsprechsignale übertragen werden. Deshalb kommt man bei jeder der Leiternetzstrukturen Stern, Ring und Baum bei Anwendung in teilnehmernahen Netzebenen des Fernsprechnetzes mit einem Lichtwellenleiter aus. Die anfangs

gemachte Voraussetzung ist also bei optischer Übertragungstechnik zutreffend.

- Bei elektrischer Signalübertragung ist die anfangs gemachte Voraussetzung ($p = 1$) nicht voll gültig. Beim Baumleitungsnetz sind dann zweckmäßigerweise zwei Leitungen ($p = 2$) vorzusehen. Für kleine Teilnehmeranzahlen (bis einige Hundert) ergibt sich jedoch in etwa dieselbe Aussage.

2.5 Zusammenfassung und Schlußfolgerung

Nach vorstehenden Ausführungen gilt für teilnehmernahe Netzebenen:

- (1) Ring- oder Baumleitungsnetze ergeben geringere Leitungskosten als Sternleitungsnetze.
- (2) Die Kabelkanalkosten sind für Ring-, Baum- und Sternleitungsnetze gleich hoch.
- (3) Die geringeren Leitungskosten nach (1) wirken sich nur dann aus, wenn keine Erdverlegung der Kabel stattfindet.

Fernsprech-Nebenstellenanlagen könnten demnach ein erster Einsatzfall für Ring- oder Baumleitungsnetze mit verteiltem Koppelnetz sein. Die Steuerung kann dabei konzentriert oder auf die Teilnehmer verteilt sein.

3 Stand der Technik

Über Zeitmultiplex-Vielfachzugriff-Nachrichtennetze (TDMA-Nachrichtennetze) gibt es eine Vielzahl von Veröffentlichungen. Im Schriftumsverzeichnis sind die wichtigsten in chronologischer Reihenfolge zusammengestellt. Die fast ausschließlich von ausländischen Autoren stammenden Vorschläge zu Ringleitungsnetzen sind dabei in der Überzahl. Dagegen stammen fast alle Systemvorschläge mit baumförmigem Leitungsnetz von deutschen Autoren.

Nachfolgend werden zunächst kurz einige wichtige Beiträge zu Ringleitungsnetzen beschrieben. Die grundsätzlichen Eigenschaften von TDMA-Ringleitungsnetzen werden zusammengestellt. Dann wird ausführlicher auf die existierenden Systemvorschläge zu TDMA-Baumleitungsnetzen und deren grundsätzliche Eigenschaften eingegangen. Als Vorbereitung zu Abschnitt 4, in dem ein neuer Vorschlag für ein TDMA-Baumleitungsnetz behandelt wird, wird das "Verzweigungsnetz mit Informationsrückführung" /3.19/ beschrieben.

Es werden hauptsächlich Durchschaltenetze betrachtet, die für Fernsprechen vorgesehen sind oder geeignet wären. Auf einige bekannte nur für den Datenaustausch konzipierte Systeme wird jedoch ebenfalls hingewiesen. Eine Übersicht über Systemvorschläge gibt beispielsweise auch /3.28/.

3.1 TDMA-Ringleitungs-Nachrichtennetze

Unk, J.M; 1960

Bereits 1960 wurde ein TDMA-Ringleitungsnetz für ein inneramerikanisches Platzreservierungssystem einer Fluggesellschaft vorgeschlagen /3.1/. In den USA verteilte Konzentratoren mit jeweils mehreren Terminals sind über zwei bidirektionale Ringleitungsnetze (östlicher Ring, westlicher Ring) an einen zentralen Reservierungscomputer angeschlossen. Die Übertragungsgeschwindigkeit beträgt 1 kbit/s, es werden einzelne Datenpakete fester Länge übertragen. Umschalteeinrichtungen ermöglichen auch bei Unterbrechungen des Ringleitungsnetzes den Betrieb. Das tatsächlich realisierte System ist in /3.2/ beschrieben. Das Konzept läßt sich mit einigen Änderungen auch für ein Fernsprech-Durchschaltenetz anwenden.

Thomas, D.L.; 1967

Die 1967 in Großbritannien (1968 in Deutschland) vorgelegte Patentanmeldung "Fernmelde-, insbesondere Fernsprechanlage" /3.3/ beschreibt ein digitales Zeitmultiplex-Ringleitungsnetz mit Zeitlagenadressierung. Mehrere "Teilnehmerstellen" und eine "Zeitgeberstelle" sind untereinander mit einer (unidirektionalen) Ringleitung verbunden (Bild 3.1). Die zentrale Zeitgeberstelle enthält neben einem Synchronisier-Generator und einem Laufzeitglied (zur Ergänzung der Umlaufzeit im Ring auf ein ganzzahliges Vielfaches der Zeitmultiplex-Rahmendauer) noch Einrichtungen zur Kennzeichnung freier Zeitplätze. Hiervon abgesehen liegt ein Netz mit dezentraler Vermittlung vor.

Saito, N.; Kadota, S.; 1970

Ein Fernsprech-Durchschalte-Vermittlungssystem mit unidirektionaler Ringleitung und zentraler Vermittlungseinrichtung wurde in einer japanischen Patentanmeldung von 1970 vorgeschlagen /3.10/.

Steward, E.H.; Hippert, R.O.; 1970

In den Tagungsbeiträgen /3.6, 3.7/ wird ein unidirektionales Ringleitungsnetz für die Datenkommunikation zwischen zentralem Rechner und Terminals (IBM 2790 Data Communication System) beschrieben.

Besseyre, J.; Schindelman, A.; 1972

Möglichkeiten zur Erhöhung der Zuverlässigkeit von Ringleitungsnetzen durch Einsatz von zwei Ringleitungen mit entgegengesetzter Übertragungsrichtung (bidirektionaler Ring) sind in /3.15/ angegeben.

Pierce, J.R.; 1972

In den Bell-Laboratorien wurde ein landesweites Ringleitungsnetz mit mehreren Hierarchieebenen für die Vermittlung von Datenblöcken untersucht /3.13/.

Zafiropulo, P.; Rothauser, E.H.; 1972

Interessante Vorschläge zu einem unidirektionalen Ringleitungsnetz für Fernsprech-Durchschalteverbindungen und Datenpaket-Verbindungen sind im Tagungsbeitrag /3.12/ (IBM-Forschungslaboratorium Zürich) angegeben. Es wird dabei insbesondere auch auf Signalisierungsprozeduren eingegangen, die gegen Übertragungs-Bitfehler resistent sind.

Hafner, E.R.; Nenadal, Z.; Tschanz, M.; 1975

Ebenfalls aus der Schweiz (Hasler AG) stammt der interessante Systemvorschlag /3.27/. Verschiedenste Dienste (Fernsprechdienst, Datendienste, Alarmmeldungen) eines "in house communication system" sind in einem unidirektionalen Ringleitungsnetz integriert. Für alle Dienste wird Adressblock-Adressierung verwendet. Die Synchronisierungsinformation wird auf einer gesonderten Leitung übertragen, um die Terminals möglichst einfach zu halten. Ein ähnlich aufgebauter Konzentrador für das öffentliche Fernsprechnetzt ist in /3.36/ beschrieben.

Weitere Überlegungen und Vorschläge zu Zeitmultiplex-Ringleitungsnetzen enthalten die im Schrifttumsverzeichnis angeführten Literaturstellen.

Eigenschaften von TDMA-Ringleitungsnetzen

TDMA-Ringleitungsnetze für Fernsprech-Durchschalteverbindungen mit nur einer(unidirektionalen) Ringleitung haben folgende Nachteile:

- (1) Bei Leitungsunterbrechungen fällt das gesamte Netz aus.
- (2) Soll für Hin- und Rückrichtung einer Verbindung derselbe Zeitplatz (um Bandbreite zu sparen) genutzt werden, so sind Schalter (also aktive Bauelemente) in Serie zur Übertragungsleitung erforderlich.
- (3) Zur Netzsynchronisierung ist eine Verzögerungseinrichtung (Rahmenspeicher) erforderlich, welche die Umlaufzeit der Signale auf ein ganzzahliges Vielfaches der Rahmendauer ergänzt.
- (4) Netzerweiterungen ergeben (zumindest kurzzeitigen) Netzausfall, Netz-Teilabschaltungen sind nicht möglich.
- (5) Werden Zeitplatzzustände bzw.Signalisierungsinformationen durch statische Codeworte dargestellt, dann ist eine zentrale Überwachungseinrichtung nötig, welche den Mehrfachumlauf von Nachrichtenblöcken infolge von Übertragungsfehlern verhindert.

Der Nachteil (1) entfällt, wenn zwei Ringleitungen mit entgegengesetzter Übertragungsrichtung (verdoppelter Leitungsaufwand) und zusätzliche Umschalteeinrichtungen in den Stationen verwendet werden. Der Nachteil (2) entfällt, wenn beispielsweise für jede der beiden

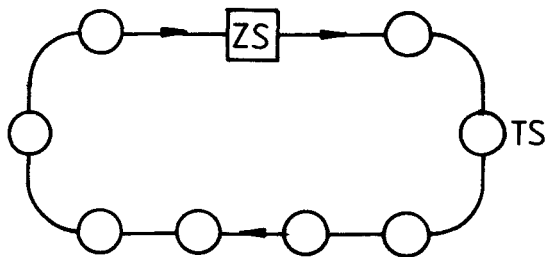


Bild 3.1: Unidirektionales TDMA- Ringleitungsnetz nach /3.3/
ZS Zeitgeberstelle; TS Teilnehmerstelle;

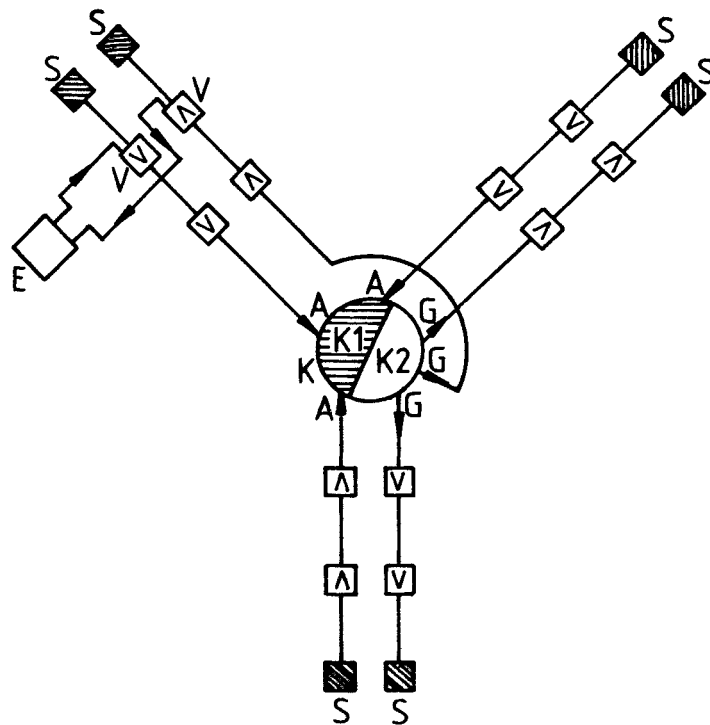


Bild 3.2: Vielfachzugriff- Baumleitungsnetz nach /3.4/
E Endstelle; V Verstärker; S reflexionsfreie Senke;
K Knoten; A ankommender Pfad; G gehender Pfad; K1 Empfangs-
und Sammeleinrichtung; K2 Übernahme- und Sendeeinrichtung;

an einer Durchschalteverbindung beteiligten Stationen eine Sende- und eine Empfangszeitlage vorhanden sind (vierfacher Bandbreitenbedarf) und zwischen diesen Zeitlagen zentral vermittelt wird.

Die großen Vorteile von Ringleitungsnetzen sind der geringe Leitungsaufwand und die einfache Nachrichtenlenkung. Jede von einer Station ausgesendete Nachricht gelangt ohne besondere Vorkehrungen zu allen anderen Stationen des Netzes. Im Netz sind keine speziellen Einrichtungen zur Nachrichtenlenkung erforderlich, wie dies bei den nachfolgend behandelten Baumleitungsnetzen der Fall ist. Mit solchen lassen sich jedoch die obigen Nachteile vermeiden oder mildern.

3.2 TDMA-Baumleitungs-Nachrichtennetze

Börner, M.; Ohnsorge, H.; 1967

Der erste Vorschlag eines Zeitmultiplex-Vielfachzugriff-Fernsprechvermittlungsnetzes mit einem linien- oder baumförmigen Leitungsnetz ist in /3.4/ beschrieben (Bild 3.2). Jede Endstelle ist an zwei Übertragungspfade entgegengesetzter Übertragungsrichtung angeschlossen. Sie "überwacht den gesamten Nachrichtenfluß und wählt selbsttätig die für sie bestimmte Information aufgrund der mitübertragenen Kennungen aus". Die Übertragungspfade sind durch reflexionsfreie Senken S abgeschlossen. Der Knoten besteht aus "einer Einrichtung K1, die alle ankommenden Informationen A zusammenfaßt und an eine Einrichtung K2 übergibt, die ihrerseits die gesammelten Informationen in alle abgehenden Richtungen G aussendet". Als Übertragungsmedien werden Lichtleitfasern vorgeschlagen. Die Energieversorgung der Verstärker und Teilnehmerschaltungen soll dann durch ein parallel zu den Lichtwellenleitern verlegtes elektrisches Kabel erfolgen.

Schenkel, K.D.; 1973

Eine detailliertere Beschreibung mehrerer Varianten eines TDMA-Nachrichtennetzes mit (bidirektionalem) baumförmigen Leitungsnetz enthält die Veröffentlichung /3.19/. Bei dem Verfahren "Zeitmultiplex mit Übertragener Zieladresse" ist jede Endstelle an beide entgegengesetzt gerichtete (Übertragungs-) Pfade des Baumleitungsnetzes angeschlossen und kann auf beiden Pfaden empfangen und senden. Rufe werden auf einem freien Zeitplatz in beide Richtungen ausgesendet. Bei bestehender Verbindung wird nur noch in Richtung zur Gegenstation gesendet.

Beim beschriebenen Verfahren muß jedem Nachrichtenblock innerhalb eines Zeitplatzes die Zieladresse vorangestellt werden, in den Netzknoten ist die Zwischenspeicherung der Nachrichtenblöcke mit jeweiligem Adreßkopf erforderlich. Der Speicheraufwand in den Knoten ist nur dann tragbar, wenn ein Überschreiben von Speicherworten zugelassen wird. Dies ergibt eine systembedingte, nicht verschwindende Fehler-rate und einen erheblichen Steuerungsaufwand im Netzknoten. Um diese Nachteile zu vermeiden, wird das Verfahren "Zeitmultiplex mit Informationsrückführung" vorgeschlagen, bei dem auf die Übertragung einer dem Nachrichtenblock vorangestellten Zieladresse verzichtet werden kann und in den Netzknoten keine Speicher und keine Steuerung mehr erforderlich sind. Außerdem wird angegeben, wie der Zeitmultiplex-Rahmen bei der Integration verschiedener Dienste mit unterschiedlicher Bandbreite aufzuteilen ist, damit Zwischenspeicher beim jeweiligen Sender und Empfänger vermieden werden können.

Das Verfahren "Zeitmultiplex mit Informationsrückführung" wurde in mehreren Veröffentlichungen /3.23-3.25, 3.38/ genauer behandelt und als Labormodell realisiert. Vom Heinrich-Hertz-Institut in Berlin wird im Rahmen eines vom Bundesminister für Forschung und Technologie geförderten Projekts ein Versuchsnetz nach diesem Konzept aufgebaut /3.40/. In Abschnitt 3.3 wird dieses Verfahren genauer beschrieben. Es ist auch unter dem Namen "Verzweigungsnetz mit Informationsrückführung" bekannt.

Hildenbrand, R.; 1973

Ein Vielfachzugriff-Nachrichtennetz mit baumförmigem Leitungsnetz und binärer Codemultiplex-Übertragung wurde in der Veröffentlichung /3.20/ vorgeschlagen. Vorteil dieses Systems ist, daß keine Rahmensynchronisierung erforderlich ist. Nachteilig ist die extrem hohe Bitrate sowie die systembedingte Bitfehlerwahrscheinlichkeit. Für eine systembedingte Bitfehlerwahrscheinlichkeit von 10^{-6} ist eine rund 15-fach höhere Bitrate als bei PCM erforderlich.

Willard, D.G.; 1974

In /3.26/ ist ein TDMA-Nachrichtennetz - genannt MITRIX - mit Adreßkopf-Adressierung zum Einsatz in Kabelfernsehanlagen beschrieben. Das Netz ist linienförmig mit zwei entgegengesetzt gerichteten Leitungen aufgebaut. Die Bitrate pro Übertragungsrichtung beträgt

1Mbit/s. Verbindungen zweier Stationen werden über einen zentralen Rechner abgewickelt. Das System ist nicht für Fernsprechen, sondern für die in Kabelfernsehanlagen zusätzlich abzuwickelnden Dienste gedacht.

Eigenschaften von TDMA-Baumleitungsnetzen

TDMA-Baumleitungsnetze für Fernsprech-Durchschalteverbindungen haben folgende Vorteile:

- (1) Bei Leitungsunterbrechungen fällt i.a. nur ein Teil des Netzes aus.
- (2) Selbst wenn für Hin- und Rückrichtung einer Verbindung dieselbe Zeitlage benutzt wird, können Schalter (also aktive Bauelemente) in Serie zur Übertragungsleitung vermieden werden (siehe Abschnitt 4).
- (3) Für die Netzsynchronisierung sind - zumindest bei "günstigen Systemen" oder/und geeigneten Netzkonfigurationen - keine Rahmenspeicher erforderlich.
- (4) Netz-Teilabschaltungen sind möglich, Netzerweiterungen sind einfacher durchzuführen als bei Ringleitungsnetzen.
- (5) Nachrichtenblöcke können niemals mehrfach umlaufen.

Nachteile von Baumleitungsnetzen sind:

- (1) In den Verzweigungen des Baumleitungsnetzes sind i.a. zusätzliche Steuereinrichtungen erforderlich.
- (2) Jeder Zweig des Baumleitungsnetzes muß Signale in beiden Richtungen übertragen können. Wenn jede Übertragungsrichtung durch eine gesonderte Leitung realisiert wird, dann verdoppelt sich der Leitungsaufwand gegenüber dem unidirektionalen Ringleitungsnetz. Außerdem sind in jeder Station (neben mindestens einer Sendeeinheit) zwei Empfangseinheiten erforderlich.

Zu bemerken ist, daß die in (1) genannten Steuereinrichtungen in den Verzweigungen des Baumleitungsnetzes - zumindest bei "günstigen" Systemen - extrem einfach werden können.

3.3 "Verzweigungsnetz mit Informationsrückführung" - Beschreibung

Das Verzweigungsnetz mit Informationsrückführung ist der erste detailliert beschriebene Vorschlag für ein TDMA-Baumleitungsnetz mit Zeitlagenadressierung. Es ist ausführlich in den Literaturstellen /3.19, 3.23, 3.24/ behandelt. Da seine Erläuterung auch für das Verständnis des Systemvorschlags in Abschnitt 4 wichtig ist, soll es hier kurz beschrieben werden.

Netzaufbau

Das Netz ist baumförmig aufgebaut und besteht aus zwei Hälften mit entgegengesetzter Übertragungsrichtung (Bild 3.3). Ein einziges, beliebiges Ende wird als Netzende A ausgewählt. Dort werden die beiden Netzhälften miteinander verbunden. Die Netzhälfte mit der vom Netzende wegführenden Übertragungsrichtung wird (hier) als Empfangshälfte bezeichnet, die andere Hälfte als Sendehälfte. Jeder Zweig des Baumleitungsnetzes ist damit in einen Empfangspfad und einen entgegengesetzt gerichteten Sendepfad aufgeteilt.

Jede Endstelle ist an Sendepfad und Empfangspfad angeschlossen. Nachrichten dürfen nur auf den Sendepfad ausgesendet und nur vom Empfangspfad empfangen werden. Das Empfangen erfolgt durch Lesen (und natürlich Auswerten) der auf dem Empfangspfad vorbeifließenden Nachrichten. Die Nachricht wird dabei - das ist wesentlich - nicht aus dem Empfangspfad entnommen. Zur Synchronisierung der Sendeeinrichtungen ist natürlich auch der Empfang der Synchronisiersignale vom Sendepfad erforderlich.

Netzsynchronisierung

Bei Zeitmultiplextechnik muß jeder Endstelle im Netz sowohl sendeseitig als auch empfangsseitig die Synchronisierungsinformation zugeführt werden. Dazu wird an einem beliebigen (vom Netzende A verschiedenen) Ende ein Synchronisier-Generator an den zum Netzende A führenden Sendepfad angeschaltet. Die vom Synchronisier-Generator eingespeiste Synchronisierungsinformation wird über einige Sendepfade zum Netzende A übertragen und von dort aus über alle Empfangspfade an alle Endstellen verteilt. Auf einigen Sendepfaden ist jetzt noch keine Synchronisierung möglich. Deshalb muß in den verbliebenen, unbeschalteten Netzenden durch eine sogenannte "Synchronisier-Re-

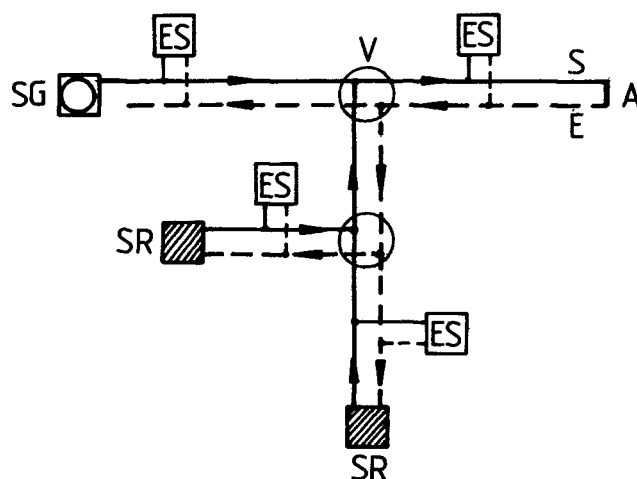


Bild 3.3: Verzweigungsnetz mit Informationsrückführung nach /3.24/
A Netzende; S Sende­hälfte; E Empfangshälfte; SG Synchroni-
sier-Generator ; SR Synchronisier-Reflexeinrichtung;
ES Endstelle; V Verzweigungsknoten;

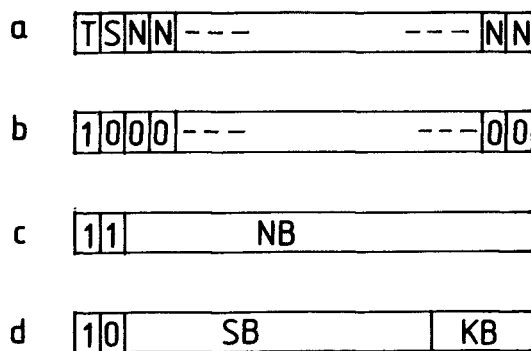


Bild 3.4: Zeitplatzformat
a Bezeichnung der Bits
b freier Zeitplatz
c Zeitplatz mit Nutzinformation
d Zeitplatz mit Signalisierinformation
T Taktbit; S Signalisierbit; N Nutzbit; NB Nutzblock;
KB Kennungsblock; SB Signalisierblock;

flex-Einrichtung" die dort ankommende Synchronisierungsinformation (nur diese) verzögert auf die wegführende Sendeleitung übergeleitet werden. Die Verzögerung muß dabei so groß gewählt werden, daß im nächsten Knoten die Signale rahmenkoinzident mit den direkt vom Synchronisierungsgenerator eintreffenden Signalen eintreffen. Durch diesen Laufzeitabgleich ist die Netzsynchronisierung ohne Verzögerungseinrichtungen (Rahmenspeicher) in den Knoten möglich.

Die Synchronisier-Reflex-Einrichtungen sind vom (Haupt-) Synchronisier-Generator synchronisierte (Neben-) Synchronisier-Generatoren, die das Rahmenkennungssignal entsprechend der erforderlichen "Verzögerungszeit" zeitlich verzögert abgeben. Zur Realisierung der Synchronisier-Reflex-Einrichtungen sind also ebenfalls keine Rahmenspeicher nötig.

Nachrichtenlenkung

Entsprechend dem Verkehrsaufkommen der angeschlossenen Stationen ist der Zeitrahmen in Zeitplatz-Paare unterteilt. Für jede Durchschalte-Verbindung zwischen zwei Endstellen ist ein Zeitplatz-Paar im Netz erforderlich. Auf dem ersten Zeitplatz des Zeitplatz-Paars sendet die rufende, auf dem zweiten Zeitplatz die gerufene Station. Über die Sendepfade wird jeder der beiden Zeitplatzinhalte zum Netze A transportiert. Die Anzahl der belegten Zeitplätze auf dem Sendepfad wächst also in Richtung zum Netze A hin. Von dort aus werden die aufgesammelten Zeitplatzinhalte über die Empfangspfade an alle Endstellen im Netz verteilt. Dies wird in /3.19/ als Informationsrückführung bezeichnet. Die Zeitlage eines ausgesendeten Zeitplatzinhalts relativ zum Rahmenkennungswort wird im gesamten Netz beibehalten. Sie kann deshalb als Selektionskriterium bei aufgebauter Verbindung genutzt werden (Zeitlagenadressierung). Die Endstellen entnehmen die für sie bestimmten Nachrichten - wie bereits erwähnt - nicht aus dem Empfangspfad, sondern lesen sie nur beim Vorbeifließen. Da somit von keiner Station im Netz Zeitplatzinhalte gelöscht werden, ist jeder Station das Belegungsmuster des Sendepfades an der Stelle der stärksten Belegung - dem Netze A - bekannt. Jede Endstelle kann somit auf dem Empfangspfad diejenigen Zeitplatzpaare erkennen, die im gesamten Netz frei sind und bei Bedarf durch Senden auf dem Sendepfad belegen.

Zeitplatzformat

Bei TDMA-Nachrichtennetzen mit Zeitlagenadressierung werden Adreßblöcke oder Signalisierblöcke (beim Verbindungsaufbau) oder Nutzinformationsblöcke (bei bestehender Verbindung) auf demselben Zeitplatz transportiert. Die Stationen müssen zwischen den verschiedenen Zeitplatzinhalten unterscheiden können. Dies wird beim vorliegenden System auf folgende Weise erreicht (Bild 3.4):

Jeder Zeitplatz enthält 18 Bit. Das erste Bit ist ein Taktbit und wird vom Synchronisier-Generator ausgesendet. Es ermöglicht eine einfache Bitsynchronisierung und erleichtert die Rahmensynchronisierung. Das zweite Bit ist ein Signalisierbit (in /3.23/ als Signalbit bezeichnet). Es wird von der sendenden Station auf 0 gesetzt, wenn die restlichen 16 Bit Signalisierinformation (Ruf, Rufquittung oder andere Signalisierinformation) enthalten. In diesem Fall wird die enthaltene Signalisierinformation (Bit 3 bis einschließlich Bit 14) durch vereinbarte Kennungsbits (Bit 15 bis 18, mindestens ein Bit mit dem Wert 1) spezifiziert. Das Signalisierbit wird auf 1 gesetzt, wenn auf den restlichen 16 Bits Nutzinformation ausgesendet wird. Mit dem Signalisierbit kann somit eindeutig zwischen Nutzinformation und Signalisierinformation unterschieden werden. Ein leerer Zeitplatz ist daran zu erkennen, daß das Signalisierbit den Wert 0 hat (der Zeitplatz enthält "Signalisierinformation") und alle nachfolgenden Bit ebenfalls den Wert 0 haben.

In obiger Beschreibung des Zeitplatzformats wurde den logischen Werten des Signalisierbits - anders als in /3.23/ - dieselbe Bedeutung zugeordnet wie in der Systembeschreibung von Abschnitt 4. Dies soll das Verständnis und den Vergleich der beiden Systeme erleichtern.

Wesentliche Systemmerkmale

Die in den Verzweigungsknoten eines TDMA-Baumleitungsnetzes erforderlichen Einrichtungen sind bei diesem System extrem einfach. Die auf den ankommenden Sendepfaden eintreffenden Signale werden zusammengefaßt (durch Oder-Verknüpfung) und auf den (einzigen) gehenden Sendepfad ausgesendet. Die auf dem (einzigen) kommenden Empfangspfad eintreffenden Signale werden auf alle gehenden Empfangspfade ausgesendet. Es sind also überhaupt keine Entscheidungen und somit keine Steuereinrichtungen erforderlich.

Zur Netzsynchronisierung sind im gesamten Netz keine Rahmenspeicher erforderlich.

Für jede Durchschalteverbindung sind sowohl auf dem Sendepfad als auch auf dem Empfangspfad zwei Zeitplätze erforderlich. Dies ergibt eine Verdoppelung der erforderlichen Bandbreite gegenüber dem theoretisch mindestens erforderlichen Wert.

4 Vorschlag für ein TDMA-Durchschalte-Vermittlungsnetz mit baumförmigem Leitungsnetz

In diesem Abschnitt wird ein neuer Vorschlag für ein TDMA-Durchschalte-Vermittlungsnetz mit baumförmigem Leitungsnetz beschrieben. Für jede Durchschalteverbindung ist (trotz Zeitlagenadressierung) nur ein Zeitplatz pro Übertragungsrichtung nötig. Die erforderliche Bandbreite der Übertragungspfade ist damit auf den in einem Baumleitungsnetz theoretisch mindestens erforderlichen Wert reduziert. Gegenüber dem Verzweigungsnetz mit Informationsrückführung ergibt sich eine um etwa 50% verringerte Bitrate. Bei maximal einem Verzweigungsknoten sind für die Netzsynchronisierung ebenfalls keine Rahmenspeicher nötig. Bei $v \geq 2$ Verzweigungsknoten sind $v-1$ Rahmenspeicher einzusetzen. Die in den Verzweigungsknoten des Netzes erforderlichen Verzweigungseinrichtungen schalten die ankommenden Zeitplätze allein aufgrund ihres Belegzustandes unter Beibehaltung der Zeitlage in andere Richtungen durch. Die zugehörige Steuereinrichtung ist demzufolge sehr einfach. Der nachfolgend beschriebene Systemvorschlag basiert auf der Idee des vom Verfasser in /4.1 bis 4.3/ entwickelten Konzepts. Die "Informations-Rückführung" des Funktionsprinzips nach /3.19, 3.23/ wird dabei durch eine "Belegzustands-Zuführung" ersetzt.

Das vorgeschlagene Verfahren der Nachrichtenlenkung in den Stationen und Verzweigungsknoten ist sowohl bei konzentrierter als auch bei verteilter Steuerung anwendbar. Es wird zunächst ein System mit verteilter Steuerung beschrieben. In Abschnitt 4.12 wird ein Systembeispiel mit konzentrierter Steuerung skizziert. Bei der nachfolgenden Beschreibung wird zunächst ein Netz mit genau einem Verzweigungsknoten vorausgesetzt. Dessen Funktion wird am Beispiel der Teilnehmerebene eines Fernsprechnetzes erläutert. Im Abschnitt 4.9 folgt die Verallgemeinerung auf ein Netz mit mehreren Verzweigungsknoten.

4.1 Netzaufbau

Das Nachrichtennetz besteht aus Zweigen mit jeweils zwei entgegengesetzt gerichteten (Übertragungs-) Pfaden, einem Verzweigungsknoten mit einer Verzweigungseinrichtung, Stationen, einem Synchroni-

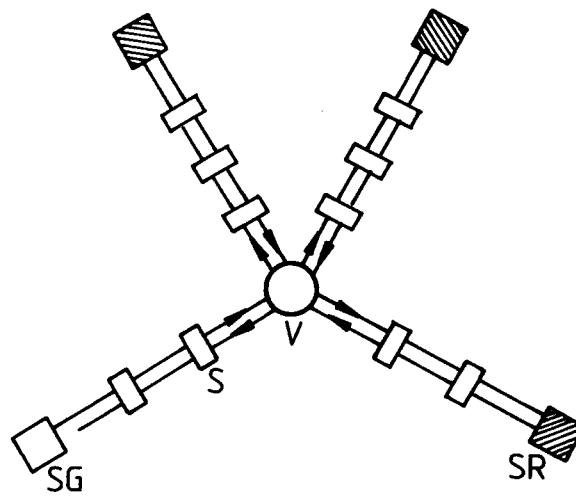


Bild 4.1: Netzaufbau

SG Synchronisier-Generator;
SR Synchronisier-Reflexeinrichtung;
S Station;
V Verzweigungseinrichtung;

sier-Generator und Synchronisier-Reflex-Einrichtungen (Bild 4.1). Mit einem Ende sind alle Zweige an den Verzweigungsknoten angeschaltet. An einem der verbliebenen Zweigenden ist an den zum Verzweigungsknoten führenden Pfad ein Synchronisier-Generator angeschaltet, die übrigen Zweigenden sind durch eine Synchronisier-Reflex-Einrichtung abgeschlossen. An jeden Zweig können beliebig viele Stationen angeschaltet werden. Ist nur ein Zweig vorhanden, dann entfällt der Verzweigungsknoten, und es ergibt sich der Sonderfall eines Liniennetzes.

4.2 Zeitplatz- und Zeitrahmenformat

4.2.1 Vorüberlegung

Für Fernsprechschnale wird man die Anzahl der zur Übertragung von Nutzinformation verwendbaren Bit je Zeitplatz zweckmäßigerweise als k -faches ($k=1,2,\dots$) von 8 Bit wählen. Man kann dann k ($k=1,2,\dots$) nach der PCM-Norm digitalisierte Abtastwerte eines Fernsprechschnals in einem Zeitplatz zusammenfassen. Die Wiederholfrequenz des Zeitrahmens ist hierbei $(8/k)$ kHz.

Für die Funktion des hier beschriebenen Nachrichtennetzes ist es erforderlich, daß der Belegungszustand "frei" oder "belegt" eines jeden Zeitplatzes an jeder Stelle im Netz eindeutig erkennbar ist. Außerdem muß bei einem belegten Zeitplatz eindeutig erkennbar sein, ob er Nutzinformation, einen Ruf an eine Station oder andere Signalisierinformation enthält.

Aus den genannten Gründen ist zusätzlich zu den Nutzbits mindestens ein weiteres Bit je Zeitplatz erforderlich, es wird hier als Signalisierbit bezeichnet. Mit diesem Signalisierbit kann zwischen Nutz- und Signalisierinformation unterschieden werden. Bei den Zeitplätzen, die Signalisierinformation enthalten, kann diese auf vereinbarten Nutzbitpositionen näher spezifiziert werden. Auch der Zustand "frei" könnte auf diese Weise als spezielle Signalisierinformation - nämlich alle Nutzbit haben den Wert 0 - ausgedrückt werden. Für eine einfache schaltungstechnische Realisierung ist es jedoch vorteilhaft, zusätzlich zum Signalisierbit zwei weitere Bit vorzusehen.

Die Ermittlung des Belegungszustandes wird dann besonders einfach, wenn zu dessen Kennzeichnung ein gesondertes Bit - das Belegtbit - vorgesehen wird.

Bei Zeitmultiplex-Systemen muß eine einwandfreie Synchronisierung mit erträglichem Aufwand bei der Bittaktrückgewinnung sichergestellt sein. Um dies bei beliebigem Belegungszustand und beliebigem Inhalt der Zeitplätze zu ermöglichen, wird bei binärem Leitungscode ein gesondertes Bit - das Taktbit - vorgesehen.

Um die Bitratenerhöhung durch die zusätzlichen Bits gering zu halten, wäre eine große Anzahl von Nutzbits je Zeitplatz (großer Wert von k) nötig. Dies würde andererseits aber lange Rahmensynchronisierungszeiten und große Sende- und Empfangsspeicher in jeder Station ergeben. Als Kompromiß werden daher nachfolgend 16 Nutzbits je Zeitplatz gewählt.

4.2.2 Beschreibung des Zeitplatz- und Zeitrahmenformats

Der Zeitrahmen ist in eine gerade Anzahl z_{\max} von Zeitplätzen unterteilt. Jeder Zeitplatz besteht aus 19 Bit. Das erste Bit ist das Taktbit, das zweite Bit das Belegtbit, das dritte Bit das Signalisierbit, die restlichen 16 Bits sind Nutzbits (Bild 4.2).

Das Taktbit wird (vom Synchronisiergenerator) in Zeitplätzen mit ungerader Nummer auf 1, in Zeitplätzen mit gerader Nummer auf 0 gesetzt. Damit ergibt sich - unabhängig vom Belegungszustand und Inhalt der Zeitplätze - spätestens nach 38 Schritten ein Zustandswechsel. Dies ermöglicht eine einfache Bitsynchronisierung. Gleichzeitig wird die Rahmensynchronisierung vereinfacht. Es kann nämlich zunächst Zeitplatzsynchronismus mit Hilfe des alle 38 Bit mit dem Wert 1 wiederkehrenden Taktbits hergestellt werden. Daraufhin kann der Rahmenanfang durch Prüfen der Zeitplatzinhalte auf das Rahmenkennungssignal gefunden werden /3.31/.

Das Belegtbit wird (von der sendenden Einrichtung) bei belegten Zeitplätzen auf den Wert 1 gesetzt.

Bei belegten Zeitplätzen kennzeichnet das Signalisierbit den Inhalt

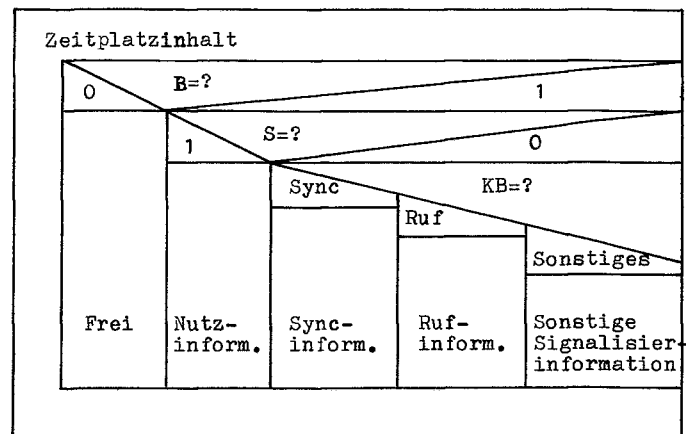
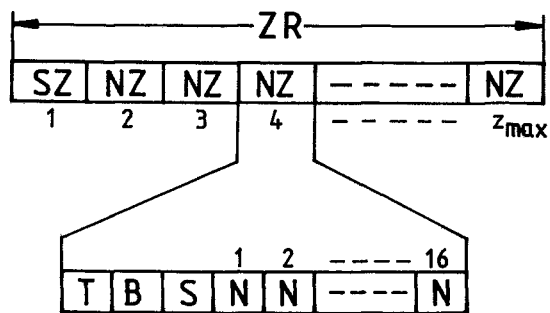


Bild 4.2: Zeitrahmen- und Zeitplatzformat mit Struktogramm zur Decodierung eines Zeitplatzinhalts
 ZR Zeitrahmen; SZ Signalisierzeitplatz; NZ Nutzzeitplatz;
 T Taktbit; B Belegtbit; S Signalisierbit; KB Kennungsblock;

auf den Nutzbitpositionen. Wird auf den Nutzbitpositionen Nutzinformation gesendet, so ist das Signalisierbit auf den Wert 1 zu setzen. Bei Rufen oder anderen Signalisierinformationen ist das Signalisierbit auf den Wert 0 zu setzen. In diesem Fall wird durch einen Kennungsblock innerhalb des Zeitplatzes die übertragene Signalisierinformation näher spezifiziert.

Vom Synchronisiergenerator wird der Synchronisierzeitplatz als belegter Zeitplatz (Belegbit wird auf 1 gesetzt) gekennzeichnet, der Signalisierinformation (Signalisierbit wird auf 0 gesetzt) enthält. Als Kennungsblock wird eine für das Rahmenkennungssignal reservierte Bitkombination gesendet. Das Rahmenkennungssignal kann somit nicht von einem Signalisierzeichen oder Ruf vorgetäuscht werden.

In Bild 4.2 ist ein Struktogramm zur Decodierung eines Zeitplatzinhalts angegeben.

4.3 Verzweigungseinrichtung

4.3.1 Funktion der Verzweigungseinrichtung

Die Funktion der Verzweigungseinrichtung kann - stark vereinfacht - folgendermaßen beschrieben werden:

Die Verzweigungseinrichtung muß jeden kommenden, belegten Nutzzeitplatz unter Beibehaltung der Zeitlage in alle anderen (also in alle von der Ursprungsrichtung verschiedenen) Richtungen durchschalten. Den vom Synchronisiergenerator kommenden Synchronisierzeitplatz muß sie in alle Richtungen (einschließlich der Ursprungsrichtung) durchschalten.

Diese Beschreibung vermittelt nur einen groben Eindruck von der Nachrichtenlenkung durch eine Verzweigungseinrichtung. Für die schaltungstechnische Realisierung ist nachfolgende, genauere Beschreibung abgefaßt. Dabei ist vorausgesetzt, daß der Zweig mit dem Synchronisier-Generator die kleinste aller Zweignummern erhält.

Genaue Funktionsbeschreibung

Grundsätzlich wird auf jeden gehenden Pfad genau ein (belegter oder unbelegter) kommender Zeitplatz mit gleicher Zeitlage durchgeschaltet. Die Auswahl des durchzuschaltenden Zeitplatzes wird durch die Regeln (1) bis (3) beschrieben (siehe auch Bild 4.3):

Regel (1): Zeitlage 1 (Synchronisierzeitplatz).

Der vom Synchronisier-Generator kommende Synchronisierzeitplatz wird in alle Richtungen durchgeschaltet.

Hinweis zu Regel (1)

Durch Regel (1) wird das vom Synchronisier-Generator auf dem Zeitplatz 1 ausgesendete Rahmenkennungswort auf alle gehenden Pfade (einschließlich der Richtung zum Synchronisiergenerator) durchgeschaltet. Von der Verzweigungseinrichtung wird somit stets das (kaum verzitterte) Original-Rahmenkennungswort aus dem Synchronisier-Generator (und nicht das aus einer Synchronisier-Reflex-Einrichtung) im Netz verteilt (siehe auch Bild 4.6).

Regel (2): Zeitlage z ($z = 2, 3, \dots, z_{\max}$), kein kommender Zeitplatz belegt.

Der vom Synchronisier-Generator kommende Zeitplatz wird in alle Richtungen durchgeschaltet.

Hinweis zu Regel (2)

Dieser Fall tritt auf, wenn die Zeitlage z im gesamten Netz nicht benutzt wird. Es wird dann von der Verzweigungseinrichtung stets der direkt vom Synchronisier-Generator kommende (unbelegte) Zeitplatz und damit dessen Taktinformation im Netz verteilt. Die sich für die Taktinformation in diesem (unbelegten) Zeitplatz ergebende Nachrichtenlenkung ist identisch mit der für den Synchronisierzeitplatz angegebenen (siehe auch Bild 4.6).

Die Regeln (1) und (2) ermöglichen also die Netzsynchronisierung. Die Regel (3) bestimmt, wie ein belegter Nutzzeitplatz gelenkt wird.

Regel (3): Zeitlage z ($z = 2, 3, \dots, z_{\max}$), mindestens ein kommender Zeitplatz belegt.

Zur Auswahl des in eine bestimmte Richtung durchzuschaltenden Zeitplatzes sind die Belegtzustände aller aus anderen Richtungen eintreffenden Zeitplätze zu prüfen (man denkt sich dazu in dem in diese betrachtete Richtung führenden Zweig stehend und den Belegtzustand der auf den anderen Zweigen eintreffenden Zeitplätze prüfend):

- (3.1) Wenn keiner dieser (aus anderen Richtungen kommenden) Zeitplätze belegt ist, dann wird von diesen (unbelegten) Zeitplätzen ein beliebiger durchgeschaltet.
- (3.2) Wenn genau einer dieser (aus anderen Richtungen kommenden) Zeitplätze belegt ist, dann wird dieser (einzige belegte) durchgeschaltet.
- (3.3) Wenn mehr als einer dieser (aus anderen Richtungen kommenden) Zeitplätze belegt ist, dann wird von diesen (belegten) ein beliebiger durchgeschaltet.

Hinweis zu Regel (3)

Der Fall (3.1) kann nur auftreten bei einer (einfachen) versuchsweisen Belegung der Zeitlage z oder beim Aussenden eines Rufes auf der Zeitlage z während des Verbindungsaufbaus. Für die Auswahl des in die Richtung zur belegenden bzw. rufenden Station durchzuschaltenden Zeitplatzes kommt diese Regel zur Anwendung (siehe auch Bild 4.8).

Der Fall (3.2) kann sowohl bei der versuchsweisen Belegung der Zeitlage z , beim Aussenden eines Rufes in Zeitlage z oder bei bestehender Verbindung über Zeitlage z auftreten. In den beiden ersten Fällen bewirkt diese Regel, daß die Belegtkennung bzw. die Rufinformation in alle von der Ursprungsrichtung verschiedenen Richtungen weitergeleitet wird (siehe auch Bild 4.8).

Bei bestehender Verbindung über die Zeitlage z bewirkt diese Regel, daß die von der rufenden Station ausgesendeten Nachrichten

ten zur gerufenen Station und umgekehrt weitergeleitet werden (siehe auch Bild 4.9).

Der Fall (3.3) kann sowohl bei bestehender Verbindung über die Zeitlage z oder bei mehrfacher, versuchsweiser Belegung der Zeitlage z auftreten. Bei bestehender Verbindung über die Zeitlage z bewirkt diese Regel, daß in die nicht zum Weg zwischen rufender oder gerufener Station gehörenden Zweige die Nutzinformation einer der beiden Stationen weitergeleitet wird. Dies hat den Zweck, in diesen Zweigen die Zeitlage z als belegt zu kennzeichnen (siehe auch Bild 4.9 und Abschnitt 4.5).

Bei mehrfacher versuchsweiser Belegung wird dieselbe Wirkung erzielt.

Schematische Darstellung

In Bild 4.3 ist für jeden der oben beschriebenen Fälle ein Beispiel enthalten. Dabei wurde ein Verzweigungsknoten mit drei Zweigen vorausgesetzt. Außerdem wurde (damit eine zeichnerische Darstellung möglich ist) angenommen, daß nur 4 Zeitlagen pro Zeitrahmen vorhanden seien. Die (rahmenkoinzidenten) Zeitrahmen laufen in Bild 4.3 von rechts in den Verzweigungsknoten ein. Für jeden einlaufenden Zeitplatz ist der Inhalt (Synchronisierungszeitplatz SZ, unbelegter Zeitplatz UZ, belegter Zeitplatz BZ) sowie dessen Raumlage (erster Index) und Zeitlage (zweiter Index) angegeben. In Zeitlage 2 sind beispielsweise alle einlaufenden Zeitplätze unbelegt, in Zeitlage 4 sind zwei einlaufende Zeitplätze belegt.

Der sich nach obigen Regeln ergebende Inhalt der aus der Verzweigungseinrichtung nach links auslaufenden Zeitrahmen ist dargestellt.

Auswahl eines "beliebigen" Zeitplatzes

Wenn ein beliebiger von mehreren Zeitplätzen durchgeschaltet werden soll, dann kann beispielsweise stets der Zeitplatz vom kommenden

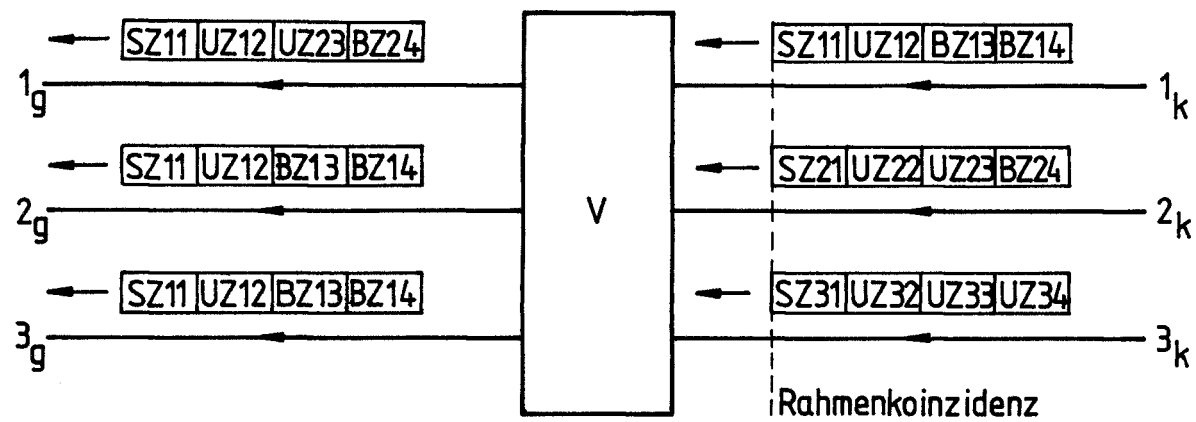


Bild 4.3: Schematische Darstellung der Nachrichtenlenkung durch eine Verzweigungseinrichtung für drei Zweige (der Synchronisier-Generator ist am Zweig 1 angeschaltet)
 V Verzweigungseinrichtung; SZ Synchronisierzeitplatz; UZ unbelegter Nutzzeitplatz;
 BZ belegter Nutzzeitplatz; Index $k(g)$ = kommend(gehend);

Pfad mit der kleinsten Nummer gewählt werden. Damit wird - falls überhaupt möglich - der vom Synchronisier-Generator kommende Zeitplatz durchgeschaltet.

4.3.2 Prinzipschaltung der Verzweigungseinrichtung

Bei der Durchschaltung der Zeitplätze wird die Zeitlage nicht verändert. Deshalb ist - vermittlungstechnisch gesehen - nur eine Raumstufe, jedoch keine Zeitstufe erforderlich. Weil die Durchschaltung nur vom Belegtzustand der kommenden Zeitplätze abhängig ist, ist nur eine sehr einfache Steuerung nötig.

Eine Verzweigungseinrichtung besteht aus Taktableitungsschaltung, Belegungserkennungsschaltungen, Verzögerungselementen, Steuerung und Koppelnetz mit Koppelpunkten. Bild 4.4 zeigt die Schaltung einer Verzweigungseinrichtung für drei Zweige. Dabei ist vorausgesetzt, daß der vom Synchronisier-Generator kommende Zweig mit der Nummer 1 beziffert ist und daß die auf den kommenden Pfaden eintreffenden Signale rahmenkoinzident sind (Abschnitt 4.4).

Die Schaltung zur Taktableitung ermittelt aus den Signalen des kommenden Pfades 1 - der laut Voraussetzung vom Synchronisier-Generator kommt - die Taktsignale für den Betrieb der Verzweigungseinrichtung.

Wesentlich sind hierbei das Übernahmesignal \bar{u} und das Koinzidenzsignal k :

- Das Übernahmesignal veranlaßt die Übernahme des Belegtbit-Wertes eines jeden Zeitplatzes in die Belegungserkennungsschaltung. Dort wird dieser Wert für die Dauer eines Zeitplatzes gespeichert und als Belegt signal (des betrachteten Zeitplatzes) am Ausgang angelegt.
- Das Koinzidenzsignal hat den Wert 1, wenn auf dem vom Synchronisier-Generator kommenden Pfad (und somit wegen der Rahmenkoinzidenz auf allen kommenden Pfaden) der Synchronisierzeitplatz anliegt. Ansonsten hat es den Wert 0. Das Koinzidenzsignal k markiert also die Lage des Synchronisierzeitplatzes.

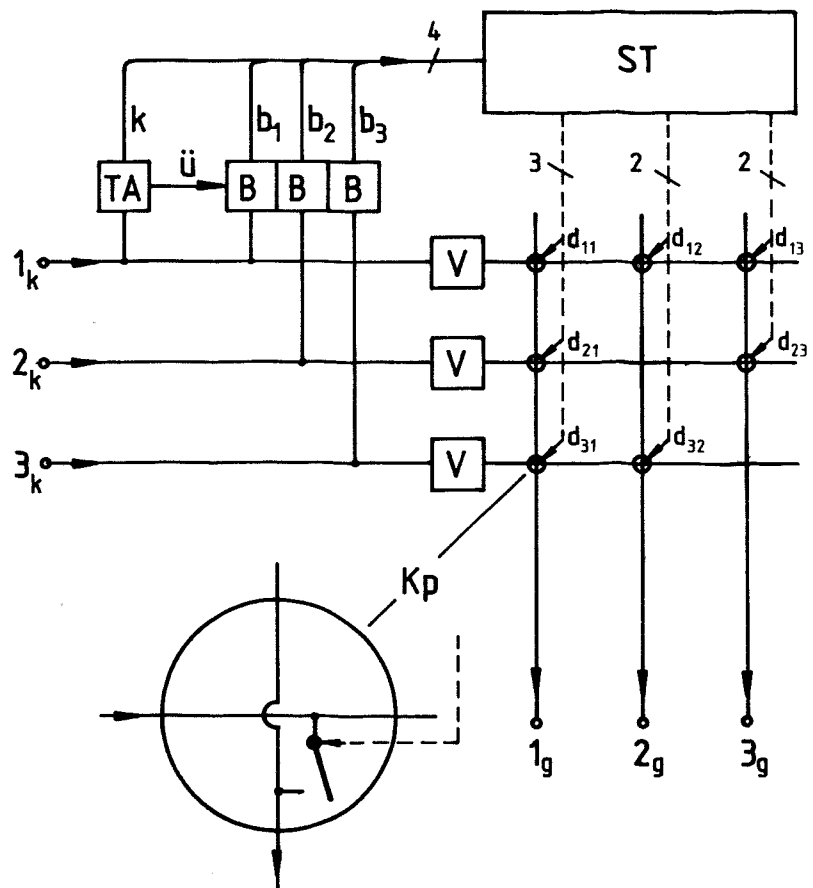


Bild 4.4: Prinzipschaltung einer Verzweigungseinrichtung für drei Zweige
 TA Taktabelleitungsschaltung; B Belegungserkennungsschaltung; V Verzögerungselement; ST Steuerung; Kp Koppelpunkt; k Koinzidenzsignal; b Belegtsignal; d Durchschaltesignal; ü Übernahmesignal; Index k(g) = kommend(gehend);

Das Koinzidenzsignal k und die drei Belegtsignale b_i ($i=1,2,3$) sind die 4 binären Eingangssignale der Steuerung. Abhängig von diesen 4 binären Werten am Eingang wählt die Steuerung die für den jeweiligen Zeitplatz durchzuschaltenden Koppelpunkte aus. Ausgangssignale der Steuerung sind die binären Durchschaltesignale für die Koppelpunkte. Bei einer Verzweigungseinrichtung für 3 Zweige sind 7 Koppelpunkte nötig (allgemein m^2-m+1 Koppelpunkte bei m Zweigen). Die Steuerung ist also eine binäre Verknüpfungsschaltung mit 4 Eingängen und 7 Ausgängen. Die Wertetabelle ist in Bild 4.5 angegeben. Eine einfache Realisierung wäre beispielsweise mit einem ROM (read only memory, Nurlesespeicher) möglich.

Die Verzögerungselemente V verzögern die auf den kommenden Pfaden eintreffenden Signale so lange, bis die Steuerung die Durchschaltesignale an die Koppelpunkte angelegt hat. Sie dienen also lediglich zur Kompensation der Verarbeitungszeit der Steuerung. Die erforderliche Verzögerungszeit beträgt nur wenige Bitdauern.

4.4 Netzsynchronisierung

Der Synchronisier-Generator an einem Zweigende sendet die periodische Synchronisierinformation aus und legt dadurch den Bit-, Zeitplatz- und Rahmentakt im Netz fest. Im Verzweigungsknoten wird die Synchronisierinformation auf alle gehenden Pfade durchgeschaltet. Damit breitet sich die Synchronisierinformation vom Synchronisier-Generator zu allen Zweigenden aus (Bild 4.6). Auf den von den Synchronisier-Reflex-Einrichtungen zum Verzweigungsknoten führenden Pfaden ist die Synchronisierinformation noch nicht vorhanden. Deshalb muß jede Synchronisier-Reflex-Einrichtung vom ankommenden Pfad (nur) die Synchronisierinformation entnehmen und verzögert auf den zum Verzweigungsknoten führenden Pfad einspeisen. Alle anderen Nachrichten werden gelöscht. Die Verzögerungszeit muß so groß sein, daß die Laufzeit der Synchronisierinformation vom Verzweigungsknoten zur Synchronisier-Reflex-Einrichtung und zurück auf ein ganzzahliges Vielfaches der Dauer des Zeitmultiplexrahmens ergänzt wird.

Damit ist die Synchronisierinformation auf allen Pfaden im Netz vorhanden (Bild 4.6) und alle im Verzweigungsknoten auf kommenden Pfa-

k	b ₁	b ₂	b ₃	d ₁₁	d ₁₂	d ₁₃	d ₂₁	d ₂₃	d ₃₁	d ₃₂
1	x	x	x	1	1	1	0	0	0	0
0	0	0	0	1	1	1	0	0	0	0
	0	0	1	0	0	1	0	0	1	1
	0	1	0	0	1	0	1	1	0	0
	0	1	1	0	0	0	1	1	0	1
	1	0	0	0	1	1	1	0	0	0
	1	0	1	0	1	1	0	0	1	0
	1	1	0	0	1	1	1	0	0	0
	1	1	1	0	1	1	1	0	0	0

Bild 4.5: Wertetabelle der Steuerung einer Verzweigungseinrichtung für drei Zweige
b_i Belegzustand des Zeitplatzes auf dem kommenden Pfad mit der Nummer i;
d_{ij} Durchschaltesignal für den Koppelpunkt in Zeile i und Spalte j;
k Koinzidenzsignal;
x beliebiger Binärwert;

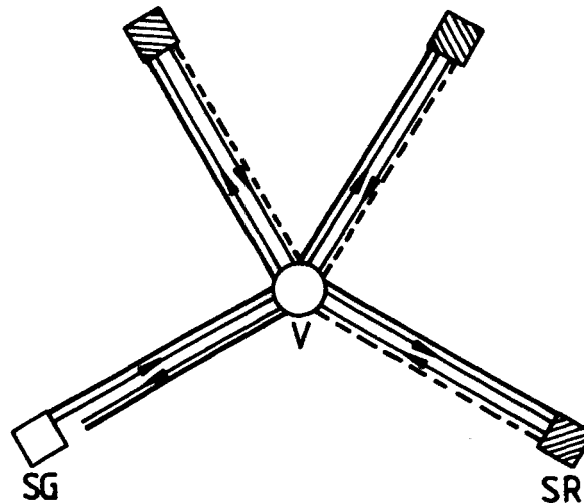


Bild 4.6: Netzsynchronisierung (Stationen nicht eingezeichnet)
SG Synchronisier-Generator; SR Synchronisier-Reflexeinrichtung; V Verzweigungsknoten; — Synchronisierungsinformation von SG; --- Synchronisierungsinformation von SR;

den eintreffenden Zeitmultiplexsignale sind rahmenkoinzident. Der Netzsynchronismus ist somit hergestellt.

Eine Synchronisier-Reflex-Einrichtung kann durch einen zum Synchronisier-Generator bitsynchronen Generator realisiert werden, der die periodische Synchronisierungsinformation mit einer steuerbaren Verzögerung relativ zum ankommenden Rahmenkennungswort abgibt. Zur Netzsynchronisierung sind also keine (Rahmen-) Speicher nötig. Kleine Laufzeitschwankungen der Übertragungsstrecke können durch kleine Pufferspeicher im Verzweigungsknoten ausgeregelt werden. Von dort wird die Stellinformation über einen reservierten Zeitplatz zur Synchronisier-Reflex-Einrichtung übertragen /3.19/.

4.5 Zeitplatzzuordnung und Nachrichtenadressierung

Die beiden Zeitplätze mit gleicher Ordnungsnummer auf den beiden Pfaden eines Zweiges werden einander zugeordnet und als Zeitplatzpaar bezeichnet. Ein Zeitplatzpaar gilt nur dann als frei - und das ist wesentlich -, wenn beide Zeitplätze frei sind, andernfalls gilt es als belegt.

Die Verzweigungseinrichtung sendet den Inhalt eines kommenden, belegten Zeitplatzes in alle anderen Richtungen. Die Ordnungsnummer des Zeitplatzes, also seine zeitliche Lage relativ zum Rahmenkennungswort, wird dabei nicht verändert. Bei der Nachrichtenübertragung zwischen zwei Stationen kann deshalb die Ordnungsnummer des Zeitplatzpaares als Zieladresse für die Nachrichtenblöcke verwendet werden. Man bezeichnet dies als Zeitlagenadressierung. Einem Nachrichtenblock muß dabei also kein Adreßblock vorangestellt werden.

4.6 Stationen

Jede Station ist an beide Pfade eines Zweiges angeschaltet und kann auf beiden Pfaden Nachrichten empfangen und senden (Bild 4.7).

Jede Station empfängt Nachrichten, indem sie diese beim Vorbeifließen liest. Jede nicht belegte Station überwacht beide Pfade auf Rufe.

Hat eine Station Nachrichten auszusenden, so sendet sie stets auf

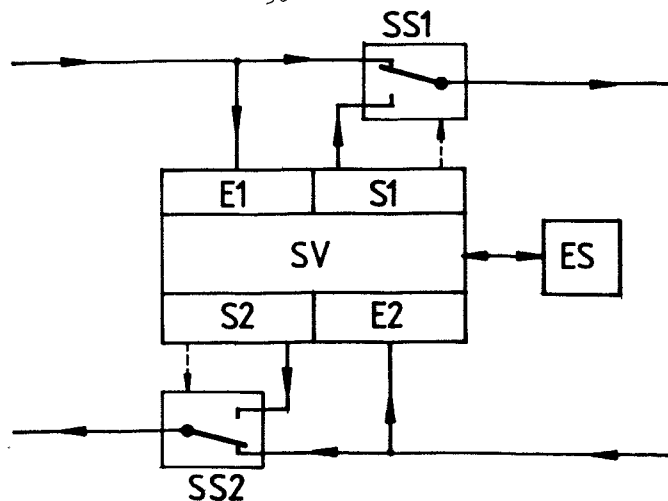


Bild 4.7: Anschaltung einer Station an die beiden Pfade eines Zweiges
 E1, E2 Empfangseinheiten; S1, S2 Sendeeinheiten; SV Steuer- und Verarbeitungseinheit; SS1, SS2 Sendeschalter; ES Endstelle;

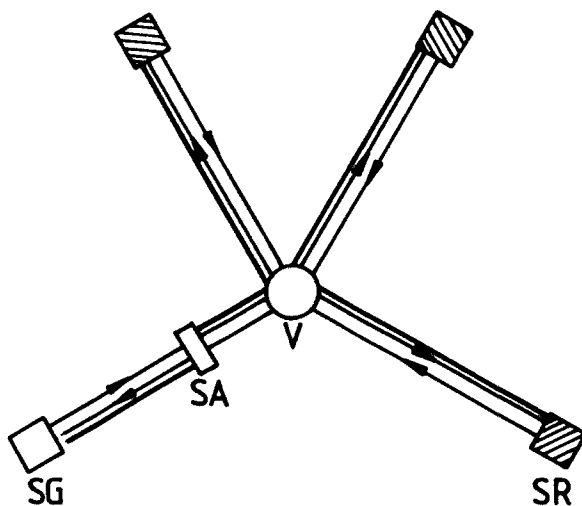


Bild 4.8: Nachrichtenfluß beim Aussenden der Belegtkennung oder eines Rufes durch eine rufende Station SA
 SG Synchronisier-Generator; SR Synchronisier-Reflexeinrichtung; V Verzweigungsknoten; — Belegtkennung oder Ruf;

beiden Zeitplätzen eines Zeitplatzpaares, also auf beiden Pfaden. Die Sendesignale werden über jeweils einen Sendeschalter in das Multiplexsignal des Pfades eingefügt. Dabei wird ein eventuell schon vorhandener Zeitplatzinhalt ersetzt und somit gelöscht.

4.7 Nachrichtenfluß

Beim Verbindungsaufbau sucht die rufende Station ein freies Zeitplatzpaar und sendet auf diesem eine Belegtkennung aus. Die Belegtkennung breitet sich somit nach Bild 4.8 im Netz aus. Nach der Signallaufzeit ist allen anderen Stationen der Belegtzustand dieses Zeitplatzpaares bekannt. Dann wird der Ruf ausgesendet. Dieser enthält die Adresse der gerufenen Station. Ist die gerufene Station unbelegt, so antwortet sie nach dem Erkennen des Rufes durch Senden der Freiquittung auf dem gleichen Zeitplatzpaar. Der resultierende Nachrichtenfluß ist in Bild 4.9 dargestellt:

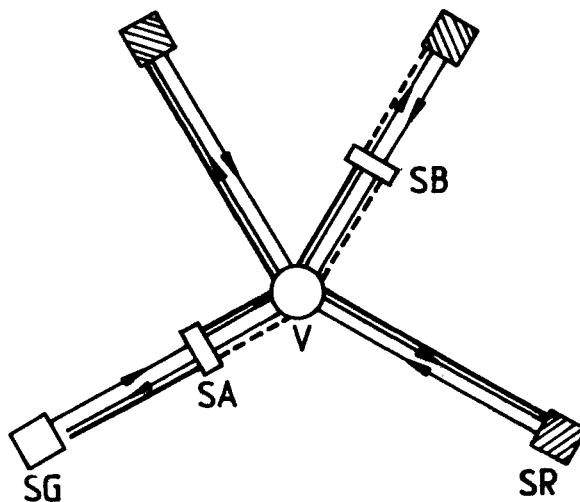


Bild 4.9: Nachrichtenfluß beim Dialog zweier Stationen SA und SB
 SG Synchronisier-Generator; SR Synchronisier-Reflexeintrichtung; V Verzweigungsknoten; — Nachrichten der Station SA; ---- Nachrichten der Station SB;

- (1) Auf dem Weg zwischen rufender und gerufener Station wird ein Zeitplatz des Zeitplatzpaares für die Vorwärtsrichtung, der andere Zeitplatz auf dem entgegengesetzt gerichteten Pfad für die Rückwärtsrichtung genutzt.
- (2) Im gesamten restlichen Netz muß die benutzte Zeitplatzlage als belegt gekennzeichnet werden. Dazu werden die Nachrichtenblöcke einer der beiden Stationen auf der benutzten Zeitplatzlage in diesen Teilen des Netzes übertragen.

In Bild 4.9 liegt die Station A im Zweig mit der niedrigsten Nummer. Von der Verzweigungseinrichtung werden deshalb auf die nicht zum Weg zwischen den beiden Stationen gehörenden Zweige - nach Abschnitt 4.3.1, Regel (3.3) - die Nachrichtenblöcke von Station A ausgesendet.

Belegtzustands-Zuführung

Die sich ergebende "Belegtzustands-Zuführung" ersetzt die "Informations-Rückführung" des Funktionsprinzips nach /3.19, 3.23/ (Abschnitt 3.3). Bei der "Informations-Rückführung" wird jede von einer Station ausgesendete Nachricht über das gesamte Netz verteilt. Pro Durchschalteverbindung sind dort also zwei Zeitlagen auf jedem Pfad des Netzes erforderlich, eine für die rufende und eine für die gerufene Station. Es wird dadurch sichergestellt, daß alle übrigen Stationen den Belegtzustand der für die betreffende Durchschalteverbindung benutzten beiden Zeitlagen erkennen können und diese beiden Zeitlagen ihrerseits nicht belegen. Durch die beim hier beschriebenen Vorschlag angegebenen Regeln für die Nachrichtenlenkung in den Stationen und Verzweigungsknoten ist auf jedem Pfad des Netzes nur noch eine Zeitlage pro Durchschalteverbindung erforderlich. Dies ergibt eine Halbierung der erforderlichen Bandbreite. Auf dem Weg zwischen den beiden Stationen wird für Hin- und Rückrichtung dieselbe Zeitlage benutzt. Außerdem des Weges zwischen beiden Stationen ist die benutzte Zeitlage auf einem der beiden entgegengesetzt gerichteten Pfade als "belegt" erkennbar. Diese "Belegtzustands-Zuführung" sperrt die für die Durchschalteverbindung genutzte Zeitlage gegen weitere Benutzung durch andere Stationen.

4.8 Beispiel für einen Verbindungsaufbau

Nachdem der rufende Teilnehmer abgehoben hat, fordert ihn seine (die

rufende) Station mit dem "Wählton" zur Wahl auf. Hat der rufende Teilnehmer die vollständige Rufnummer des gerufenen Teilnehmers gewählt, sucht die rufende Station ein freies Zeitplatzpaar. Ist überhaupt kein freies Zeitplatzpaar vorhanden, erhält der rufende Teilnehmer von seiner Station den "Besetztton".

Ein gefundenes freies Zeitplatzpaar wird zunächst für eine vorgegebene Zeitdauer Δt nur versuchsweise belegt. Dazu wird auf diesem Zeitplatzpaar (also auf beiden Pfaden) eine Belegtkennung ausgesendet. Wird von der rufenden Station auf dem versuchsweise belegten Zeitplatzpaar während der Zeitdauer Δt nichts empfangen, so gilt das Zeitplatzpaar als endgültig belegt. Die Zeitdauer Δt muß dabei größer als die zweifache maximale Signallaufzeit im Netz gewählt werden.

Es kann (sehr selten) vorkommen, daß mehr als eine Station ungefähr gleichzeitig ein bisher als frei ausgewiesenes Zeitplatzpaar versuchsweise durch Aussenden der gleichartigen Belegtkennung belegen. Wird von einer Station während der versuchsweisen Belegung auf dem betrachteten Zeitplatzpaar (auf einem der beiden Pfade) etwas empfangen, so wird dieses Zeitplatzpaar sofort wieder freigegeben. Auf diese Weise wird sichergestellt, daß ein Zeitplatzpaar nur von einer einzigen Station belegt werden kann.

Erfolgt die Gebührenzahlung (Abschnitt 4.10) in einer zentralen Einrichtung, so wird nach der endgültigen Belegung eines Zeitplatzpaares zunächst die eigene Adresse ausgesendet. Da dies vor dem Senden der gerufenen Station erfolgt, wird diese Adresse zu jedem Punkt des Netzes übertragen.

Dann sendet die rufende Station den Ruf aus. Dieser enthält die Adresse der gerufenen Station. Alle nicht belegten Stationen überwachen ständig beide Pfade und alle Zeitplätze daraufhin, ob sie gerufen werden. Erkennt eine nicht belegte Station, daß sie gerufen wird, sendet sie von nun an auf diesem Zeitplatzpaar eine Freiquittung und schaltet das Rufkriterium (z.B. Klingelzeichen) beim gerufenen Teilnehmer an.

Ist die gerufene Station bereits belegt, so bleibt die Freiquittung

aus. Das Ausbleiben einer Freiquittung für eine bestimmte Zeitdauer wird in der rufenden Station als Belegtinformation gewertet. Die rufende Station stellt daraufhin das Senden ein und schaltet den "Besetztton" zum rufenden Teilnehmer an. Grundsätzlich ist es auch möglich, daß belegte Stationen die Rufe ebenfalls auswerten und - falls sie gerufen werden - mit einer Belegtquittung quittieren. Dies soll hier nicht weiter betrachtet werden.

Wird von der rufenden Station die Freiquittung empfangen, so wird dort der "Freiton" zum rufenden Teilnehmer angeschaltet.

Hebt der gerufene Teilnehmer ab, so schaltet die gerufene Station das Rufkriterium ab und sendet die codierten Abtastwerte des vom gerufenen Teilnehmer abgegebenen Nachrichtensignals anstatt der Freiquittung aus. Die rufende Station empfängt dadurch Nutzinformation auf dem Zeitplatz, auf dem bisher die Freiquittung eingetroffen ist. Sie schaltet daraufhin den Freiton ab, schaltet die empfangene Nutzinformation zum rufenden Teilnehmer durch und sendet die codierten Abtastwerte des vom rufenden Teilnehmer abgegebenen Nachrichtensignals anstatt des Rufes aus.

Die gerufene Station empfängt dadurch Nutzininformation auf dem Zeitplatz, auf dem bisher der Ruf eingetroffen ist. Diese wird zum gerufenen Teilnehmer durchgeschaltet. Von nun an kann zwischen den beiden Teilnehmern ein Dialog stattfinden. Der Nachrichtenfluß bei durchgeschalteter Verbindung zwischen zwei Stationen ist unabhängig davon, welche Station die rufende und welche die gerufene ist (Bild 4.9).

Legt einer der beiden Teilnehmer auf, so stellt dessen Station das Senden ein. Stellt die Gegenstation fest, daß der bisher ausgewertete Zeitplatz unbelegt ist, so stellt auch sie das Senden ein. Dadurch wird das bisher benutzte Zeitplatzpaar freigegeben. Gleichzeitig wird von dieser Station das Endekriterium zum zugehörigen Teilnehmer angeschaltet. Eintreffende Rufe werden jedoch so lange nicht mit einer Freiquittung quittiert, bis auch dieser Teilnehmer aufgelegt hat.

4.9 Netz mit mehreren Verzweigungsknoten

Bisher wurde stets ein Netz mit nur einem Verzweigungsknoten betrachtet. Das beschriebene Funktionsprinzip läßt sich aber auch bei Netzen mit mehr als einem Verzweigungsknoten anwenden (Bild 4.10). Die Rahmenkoinzidenz der Zeitmultiplexsignale in den Verzweigungsknoten kann dann allerdings nur erreicht werden, wenn in jedem Zweig zwischen zwei Verzweigungsknoten eine Verzögerungseinrichtung vorgesehen wird. Deren Verzögerungszeit muß so groß sein, daß die Laufzeit von einem zum anderen Verzweigungsknoten und zurück auf ein ganzzahliges Vielfaches der Zeitrahmendauer ergänzt wird. In einem Netz mit insgesamt v Verzweigungsknoten sind also $v-1$ (Rahmen-) Speicher nötig. Dadurch wird die Signallaufzeit in einem solchen Netz beträchtlich erhöht. Dies und die Kosten der bei hoher Bitrate eventuell teuren Rahmenspeicher beschränken die Anzahl der Verzweigungsknoten bei diesem Funktionsprinzip.

4.10 Gebührenzählung

Zur Gebührenzählung ist (höchstens) die Kenntnis der Adressen von rufendem und gerufenem Teilnehmer sowie des Beginn- und Endezeitpunktes des Dialogs erforderlich. In der Teilnehmerebene ist es aus betrieblichen Gründen zweckmäßig, die Gebührenzählung durch eine zentrale Einheit vorzunehmen. Diese kann an einer beliebigen Stelle im Netz angeordnet werden, da alle für die Gebührenzählung erforderlichen Informationen überall verfügbar sind. Die zentrale Einheit überwacht dazu alle Zeitplatzpaare. Die auf einem vorher belegten Zeitplatzpaar zuerst eintreffende Adresse ist die Adresse des rufenden Teilnehmers. Der darauf folgende Ruf enthält die Adresse des gerufenen Teilnehmers. Der Beginnzeitpunkt des Dialogs kann am erstmaligen Empfang von Nutzinformation, der Endezeitpunkt des Dialogs am letztmaligen Empfang von Nutzinformation erkannt werden. Vorteilhaft ist die Anordnung einer solchen Einheit an einem Netzende, beispielsweise an dem Netzende mit dem Synchronisier-Generator. Es können dann nämlich alle für die Gebührenzählung erforderlichen Informationen durch die Überwachung des zu diesem Netzende kommenden Pfades ermittelt werden.

4.11 Varianten des Prinzips

- (1) Hier sendet eine aktive Station stets auf beiden Pfaden. Es ist auch möglich, statt dessen nur den Ruf auf beiden Pfaden zu senden, beim darauf folgenden Dialog aber nur auf dem Pfad, der in Richtung zur Gegenstation führt.
- (2) Hier fügt eine Station die auszusendenden Signale über einen Sendeschalter in das Multiplexsignal ein. Es ist auch möglich, statt dessen die Signale über ein Oder-Gatter zum Multiplexsignal zu "addieren". Hierbei sind jedoch besondere Vorsichtsmaßnahmen bei der Kennzeichnung der Zeitplatzinhalte zu beachten /4.2/.
- (3) Hier wird in der Verzweigungseinrichtung auf jeden gehenden Zeitplatz genau ein kommender Zeitplatz durchgeschaltet. Es ist auch möglich, statt dessen auf jeden gehenden Zeitplatz die durch Oder-Verknüpfung gebildete "Summe" der Inhalte kommender Zeitplätze gleicher Zeitlege - jedoch anderer Pfadnummer - auszusenden. Hierbei sind ebenfalls die in (2) erwähnten "Vorsichtsmaßnahmen" zu beachten. Die Verzweigungseinrichtung kann dann vollständig mit Oder-Gattern aufgebaut werden /4.2/.

Ein Nachrichtennetz unter Benutzung der Varianten (2) und (3) mit den dabei anzuwendenden Vorsichtsmaßnahmen bei der Kennzeichnung der Zeitplatzinhalte ist in /4.2/ genau beschrieben.

Die Variante (2) ist besonders geeignet beim Einsatz von Lichtwellenleitern. Die Oder-Verknüpfung von zwei (oder mehr) Binärsignalen kann man nämlich darstellen als gewöhnliche Addition dieser Signale mit nachfolgender Schwellwertentscheidung. Die Addition von Signalen kann durch einen optischen Koppler durchgeführt werden. Die Schwellwertentscheidung erfolgt ohnehin bei der nächsten Weiterverarbeitung der Signale. Die Anschaltung einer Station an die beiden Lichtwellenleiter ist in diesem Fall also über rein passive optische Bauelemente möglich, nämlich einen sogenannten T-Koppler in jedem Pfad. Dies ergibt den Vorteil, daß die Anzahl der im Übertragungsweg liegenden aktiven Bauelemente verringert und somit die Zuverlässigkeit des Nachrichtennetzes verbessert wird. Natürlich muß wegen der Dämpfung und endlichen Bandbreite des Lichtwellenleiters weiterhin in gewissen Abständen auch in Reihe zum Übertragungsweg eine Schwellwertent-

scheidung mit aktiven Bauelementen oder eine Signalregeneration vorgenommen werden.

Eine Signaleinfügung über Sendeschalter ist nicht durch passive optische Bauelemente möglich. Derzeit ist dies bei den erforderlichen Schaltzeiten nur mit elektronischen Schaltelementen realisierbar. Deren Verwendung würde jedoch beim Einsatz von Lichtwellenleitern eine optisch/elektrische und eine elektrisch/optische Signalwandlung in beiden Pfaden bei jeder Station erfordern. Die hier beschriebene Form der Anschaltung einer Station an die beiden Pfade sollte also nur bei elektrischer Übertragungstechnik angewendet werden.

4.12 Realisierung mit konzentrierter anstatt verteilter Steuerung

4.12.1 Vorbemerkungen

Das bisher beschriebene TDMA-Durchschalte-Vermittlungsnetz hat eine verteilte Steuerung. Es werden dabei alle für eine Station anfallenden Steuerungsvorgänge durch eine Steuereinheit in dieser Station durchgeführt. Da auch die Durchschaltung in den Stationen vorgenommen wird (verteilte Durchschaltung), liegt somit dezentrale Vermittlungstechnik (Abschnitt 1) vor.

Dasselbe Verfahren für die Nachrichtenlenkung in den Stationen und Verzweigungsknoten kann jedoch auch angewendet werden, wenn die Steuerung der Stationen teilweise oder vollständig durch eine einzige, konzentrierte Steuereinheit erfolgt. In diesem Fall kann die Überwachung der beiden Übertragungspfade in den Stationen teilweise oder (fast) vollständig entfallen. Es liegt dann ein Durchschalte-Vermittlungsnetz mit verteiltem Koppelnetz und Vielfachzugriff - jedoch mit konzentrierter Steuerung - vor.

An einem Systembeispiel mit hohem Zentralisierungsgrad der Steuerung soll dies erläutert werden. Es wird wiederum ein Netz mit genau einem Verzweigungsknoten betrachtet. Ebenso wie in Abschnitt 4.9 beschrieben, können natürlich auch Netze mit mehr als einem Verzweigungsknoten realisiert werden.

Für die Steuerung der Stationen durch die zentrale Steuereinheit

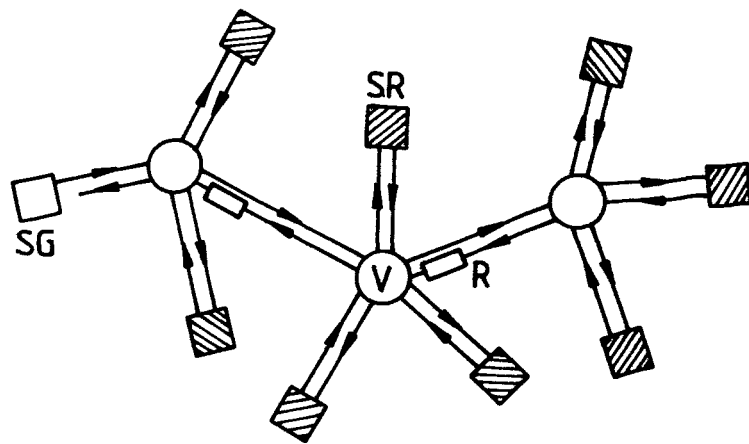


Bild 4.10: Netz mit mehreren Verzweigungsknoten (die Stationen sind nicht eingezeichnet)
 SG Synchronisier-Generator; SR Synchronisier-Reflex-einrichtung; V Verzweigungsknoten; R Rahmenspeicher;

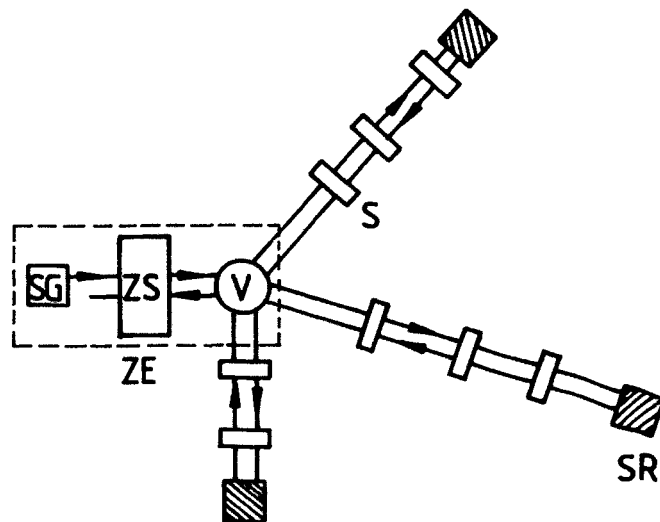


Bild 4.11: Beispiel eines Netzaufbaus mit zentraler Steuerung
 SG Synchronisier-Generator; SR Synchronisier-Reflex-einrichtung; S Station; V Verzweigungsknoten; ZS Zentrale Steuerung; ZE Zentrale Einrichtungen;

wird das "polling"-Prinzip angewendet. Die Stationen werden dabei nacheinander "angewählt" und abgefragt. Falls erforderlich, werden ihnen Steuerbefehle zugesendet.

Beim bisher beschriebenen Systembeispiel mit verteilter Steuerung wurde der Belegtzustand der Zeitplatzpaare (Sprechkreise) aus dem Multiplexsignal abgeleitet. Bei konzentrierter Steuerung kann der Belegtzustand auch in einem Speicher abgebildet und aus diesem abgeleitet werden. Dieses heute bei rechnergesteuerten, zentralen Vermittlungseinrichtungen übliche Verfahren soll auch hier angewendet werden. Der Belegtzustand der Zeitplatzpaare muß dann nur noch aus dem Multiplexsignal erkennbar sein, wenn die in Abschnitt 4.3 beschriebenen Verzweigungseinrichtungen weiter verwendet werden. Falls auch die Verzweigungseinrichtungen (bei noch weitergehender Zentralisierung) von der zentralen Steuereinheit gesteuert werden, kann dies entfallen. Dasselbe gilt, wenn die in Abschnitt 4.11 beschriebene Variante der Verzweigungseinrichtung aus Oder-Gattern eingesetzt wird.

Nachfolgend wird nur auf die Unterschiede zur bereits ausführlich beschriebenen Lösung mit verteilter Steuerung eingegangen.

4.12.2 Systembeschreibung

Netzaufbau (Bild 4.11)

Die Bestandteile des Netzes sind bis auf die zentrale Steuereinheit die gleichen wie in Bild 4.1. Die zentrale Steuereinheit wird am Zweigende mit dem Synchronisier-Generator angeordnet. Dieser Zweig ohne Stationen bildet zusammen mit der Verzweigungseinrichtung die zentralen Einrichtungen dieses Netzes.

Zeitplatz- und Zeitrahmenformat

Der erste Zeitplatz des Zeitrahmens enthält das Synchronisierwort, der nächste bildet (oder auch mehrere nächste Zeitplätze bilden) den Steuerzeitplatz, die übrigen Zeitplätze sind Nutzzeitplätze.

Jeder Zeitplatz besteht aus Taktbit, Belegtbite und 16 Nutzbit. Das bisher verwendete Signalisierbit kann entfallen, da Signalisierung nur auf dem Steuerzeitplatz und Nutzinformation nur auf

Nutzzeitplätzen übertragen wird. Das Belegtbitt ist weiterhin vorhanden, da hier dieselbe Verzweigungseinrichtung wie bisher eingesetzt werden soll und diese somit den Belegtzustand der kommenden Zeitplätze für die vorzunehmende Durchschaltung erkennen muß.

Verzweigungseinrichtung, Netzsynchronisierung, Zeitplatzzuordnung

Wie bereits gesagt, wird die früher beschriebene Verzweigungseinrichtung weiter verwendet. Die Netzsynchronisierung erfolgt wie bisher, ebenso die Zuordnung der beiden Zeitplätze gleicher Ordnungsnummer auf den beiden Pfaden eines Zweiges zu einem Zeitplatzpaar.

Stationen

Die Stationen sind an beide Pfade eines Zweiges angeschaltet und können auf beiden Pfaden Nachrichten aussenden und empfangen (Bild 4.7). Jede Station liest ständig den Steuerzeitplatz auf dem von der zentralen Steuereinheit kommenden Pfad und wertet diesen aus.

Wenn eine Station auf Befehl der zentralen Steuereinheit Meldungen auf dem Steuerzeitplatz aussenden muß, so sendet sie stets nur auf dem zur zentralen Steuereinheit führenden Pfad. Wenn eine Station auf Befehl der zentralen Steuereinheit Nachrichten auf einem Nutzzeitplatz aussenden muß, so sendet sie stets auf beiden Zeitplätzen des benutzten Zeitplatzpaares.

Beim Sendevorgang wird wie bisher die auszusendende Nachricht über einen Sendeschalter auf den Pfad ausgesendet. Die bisher im benutzten Zeitplatz (eventuell) enthaltene Nachricht wird dadurch gelöscht und durch die ausgesendete Nachricht ersetzt.

Anstatt von Sendeschaltern können auch hier die Stationen über Oder-Gatter an die beiden Pfade angekoppelt werden.

Zentrale Steuereinheit

Die zentrale Steuereinheit ist an beide Pfade des Zweiges angeschaltet. Die Anordnung an einem Netze hat den Vorteil, daß sie auf einem Pfad (dem kommenden Pfad) nur empfangen und auf dem anderen Pfad (dem gehenden Pfad) nur senden muß. Beim skizzierten Systembeispiel sendet sie nur auf dem Steuerzeitplatz des gehenden Pfades Signalisierinformation (Befehle) zu den Stationen aus. Nur auf dem

Steuerzeitplatz des kommenden Pfades empfängt sie Signalisierungsinformation (Quittungen, Meldungen) von den Stationen. Andere kommende Zeitplätze muß sie für Steuerungszwecke nicht empfangen können. Die Steuerung des Systems erfolgt vollständig über den zentralen Steuer-/Meldekanal.

Beispiel für einen Verbindungsaufbau

Die zentrale Steuereinheit sendet den Stationen nacheinander auf dem zentralen Steuerzeitplatz den Befehl "Melde Verbindungswunsch!" zu. Die angewählte Station quittiert diesen Befehl auf dem Steuerkanal des anderen Pfades entweder mit "Es liegt kein Verbindungswunsch vor" oder mit "Es liegt Verbindungswunsch vor".

Im ersten Fall wird von der zentralen Steuereinheit sofort die nächste Station ausgewählt und diese auf das Vorliegen eines Verbindungswunsches abgefragt.

Im zweiten Fall wählt die zentrale Steuereinheit (im Speicher) ein freies Zeitplatzpaar aus, markiert dieses im Speicher als belegt, sendet der Station auf dem Steuerkanal dessen Nummer und fordert die Station zur Übertragung der Wahlinformation auf. Weiter wird diese Station im Speicher als belegt gekennzeichnet.

Die Station sendet daraufhin die Wahlinformation auf dem Steuerzeitplatz des anderen Pfades zur zentralen Steuereinheit. Diese empfängt die Wahlinformation, wertet sie aus und sendet der gerufenen Station die Meldung "Es liegt Verbindungswunsch für Teilnehmer X vor" sowie die Nummer des ausgewählten Zeitplatzpaares auf dem Steuerzeitplatz zu.

Diese (gerufene) Station schaltet daraufhin das Rufkriterium zum gerufenen Teilnehmer an. In der zentralen Steuereinheit wird die gerufene Station im Speicher als belegt gekennzeichnet.

Diejenigen Stationen, denen im j-ten Abfragezyklus das Vorliegen eines Verbindungswunsches gemeldet wurde, werden bei den folgenden Abfragen auf das Abheben des gerufenen Teilnehmers abgefragt. Wenn der gerufene Teilnehmer abgehoben hat, so meldet dies die gerufene Station (auf dem Steuerzeitplatz des anderen Pfades) der Steuerein-

heit. Die Steuereinheit sendet daraufhin auf dem Steuerzeitplatz sowohl der rufenden als auch der gerufenen Station den Durchschaltbefehl. In diesen beiden Stationen wird daraufhin die vom Teilnehmer abgegebene Nutzinformation auf das vorgegebene Zeitplatzpaar ausgesendet und umgekehrt die auf dem vorgegebenen Zeitplatzpaar eintreffende Nutzinformation zum Teilnehmer weitergeleitet.

Die zentrale Steuereinheit fragt weiterhin auch diese beiden belegten Stationen ab. Wenn bei einer der nächsten Abfragen festgestellt wird, daß einer der beiden Teilnehmer aufgelegt hat, so sendet die Steuereinheit den Auslösebefehl zu beiden Stationen. Das bisher im Speicher als belegt markierte Zeitplatzpaar wird wieder als frei markiert, ebenso der Teilnehmer, welcher bereits aufgelegt hat. Erst wenn bei einer der folgenden Abfragen auch die andere Station meldet, daß der andere Teilnehmer aufgelegt hat, wird auch dieser im Speicher wieder als frei markiert.

Wesentliche Änderungen

Von den Stationen eines solchen TDMA-Durchschalte-Vermittlungsnetzes muß nur der von der zentralen Steuereinheit kommende Steuerzeitplatz ständig empfangen und ausgewertet werden. Die gesamte Signalisierung zwischen zwei Stationen erfolgt indirekt über die zentrale Steuereinheit. Die Stationen senden Signalisierungsinformation nur auf Anforderung durch die Steuerung und nur auf dem Steuerzeitplatz des zur zentralen Steuereinheit führenden Pfades aus. Eine Überwachung von Nutzkanälen ist nicht erforderlich. Jede Station hat Zugriff auf alle (Nutz-) Zeitplatzpaare und sendet auf diesen nur auf Befehl von der zentralen Steuereinheit und nur Nutzinformation aus. Die gesamte Verwaltung aller Sprechkreise, die Datenhaltung für alle Teilnehmer und die Steuerung der Durchschaltung in den Stationen erfolgt aber von der zentralen Steuereinheit aus.

4.13 Hinweise zur Steuerungsaufteilung

Wie gezeigt wurde, kann das hier vorgestellte Verfahren der Nachrichtenlenkung in den Stationen und Verzweigungsknoten eines TDMA-Durchschalte-Vermittlungsnetzes gleichermaßen bei konzentrierter wie auch bei verteilter Steuerung angewendet werden. Beide Lösungen haben den Vorteil der verringerten Leitungskosten gegenüber heute

existierenden Netzkonzepten gemeinsam, was die Anwendung für Nebenstellenanlagen begünstigt (Abschnitt 2). Neben den beiden beschriebenen Extremlösungen (völlig verteilte Steuerung, stark zentralisierte Steuerung) sind natürlich noch vielerlei Zwischenlösungen denkbar. Bei der Anwendung des beschriebenen Systemvorschlags für Fernsprech-Nebenstellenanlagen dürfte aus betrieblichen Gründen (Wartung, Datenhaltung, Gebührenerfassung) eine konzentrierte Steuerungseinheit (für die Steuerung der Stationen) einer völlig verteilten Steuerung vorzuziehen sein. Dies soll kurz begründet werden:

- In Nebenstellenanlagen sind für unterschiedliche Stationen verschiedene Leistungsmerkmale und verschiedene Berechtigungen zu realisieren. Dies erfordert bei verteilter Steuerung ein anderes - oder anders parameterisiertes - Steuerprogramm in den Stationen. Die Änderung von Leistungsmerkmalen, Berechtigungen oder auch nur Rufnummern kann ohne zentrale Einrichtungen nur in den Stationen selbst vorgenommen werden. Dagegen ist bei konzentrierter Steuerung des Netzes in allen Stationen ein einfacheres (also kürzeres) und - das ist wesentlich - völlig gleichartiges Steuerprogramm vorzusehen. Unterschiedliche Leistungsmerkmale oder Berechtigungen können durch unterschiedliche Parameter in der Teilnehmerdatei der zentralen Steuerung realisiert werden. In diesem Fall können Änderungen also sehr viel leichter vorgenommen werden. Die Gebührenerfassung kann von der konzentrierten Steuerungseinheit mitübernommen werden.
- Für Datenverbindungen zwischen digitalen Endstellen an zukünftigen digitalen Nebenstellenanlagen und Analogteilnehmern am (noch lange) bestehenden, heutigen Fernsprechnetze sind gewisse zentrale Einrichtungen unumgänglich, beispielsweise "zentralisierte Modems". Dasselbe gilt für den Anschluß solcher "Fernmelde-" Nebenstellenanlagen an das (sicher ebenfalls noch lange bestehende) getrennte Datennetz /7.1/.

4.14 Einsatzbeispiel

Wenn eine Bitrate von (rund) 2Mbit/s für jede der beiden Übertragungsrichtungen des Baumleitungsnetzes vorgesehen wird, dann sind bei dem angegebenen Zeitplatzformat rund 25 nutzbare Sprechkreise im System vorhanden. Bei einem Summenverkehr von 0.20 Er-

lang pro Teilnehmer, einer Verlustwahrscheinlichkeit von $B=1\%$ und überwiegendem Internverkehr reichen diese für rund 160 Nebenstellen-Teilnehmer aus. Die genaue Teilnehmeranzahl ist abhängig von der Aufteilung Intern-/Externverkehr. Diese Anschlußkapazität deckt den überwiegenden Anteil aller Nebenstellenanlagen-Einsatzfälle ab. Beispielsweise haben 98% aller Nebenstellenanlagen weniger als 10 Hauptanschlüsse ans öffentliche Fernsprechnetz und somit eine kleinere Nebenstellenanzahl als die oben genannte. Die "geringe" Bitrate von 2Mbit/s ergibt keine Probleme bei Übertragung und Verarbeitung der Signale.

Die Nebenstellenanlage wird mit (genau) einem Verzweigungsknoten aufgebaut. In einem "entarteten" Netzzweig sind der Synchronisier-Generator, die zentrale Steuereinheit und die Überleiteinrichtung für den Externverkehr zum/vom öffentlichen Netz zusammengefaßt. Diese Einheiten bilden zusammen mit der Verzweigungseinrichtung die "Zentrale" dieser Nebenstellenanlage.

An jeden durch eine Überwachungseinrichtung von der Verzweigungseinrichtung abschaltbaren Netzzweig sind (nur) so viele Stationen angeschaltet, daß deren gleichzeitiger Ausfall durch eine Störung in diesem Zweig noch toleriert werden kann. Das gesamte Netz ist somit in Ausfalleinheiten aufgeteilt. Werden beispielsweise pro Zweig maximal 32 Teilnehmer angeschlossen, dann sind insgesamt mindestens 5 Netzzweige für den Maximalausbau der Nebenstellenanlage vorzusehen. Die technischen Einrichtungen zur Durchführung dieser Maßnahmen sind in /4.4/ genauer beschrieben. Dort ist weiter beschrieben, wie durch zusätzliche Einrichtungen in den Stationen der Störungsort festgestellt und ein funktionsfähig verbliebener Teil des gestörten Zweiges wieder an die Verzweigungseinrichtung angeschaltet werden könnte. Bei klein gewählten Ausfalleinheiten können diese weitergehenden Maßnahmen entfallen.

5 Verkehrstheoretische Analyse der Kollision von Zugriffsvorgängen beim Vielfachzugriff

In diesem Abschnitt wird die Kollision von Zugriffsvorgängen in Zeitmultiplex-Vielfachzugriff (TDMA)-Durchschalte-Vermittlungsnetzen mit verteilter Steuerung untersucht. In solchen Vermittlungsnetzen besteht für jede "Station" (im folgenden Zugriffspunkt genannt) - falls nicht absichtlich eingeschränkt - die Möglichkeit des Zugriffs auf jeden Abnehmer des gemeinsam genutzten Abnehmerbündels (Bild 1.7). Nachfolgend wird vorausgesetzt, daß die Steuerung des Netzes vollständig auf die Zugriffspunkte verteilt ist und die Steuereinheiten der Zugriffspunkte deshalb unabhängig voneinander arbeiten. Somit kann sich ergeben, daß $k \geq 2$ Zugriffspunkte etwa gleichzeitig auf denselben freien Abnehmer zugreifen. Dies wird hier (für $k \geq 2$) als k -fache Kollision von Zugriffsvorgängen bezeichnet. Damit Mehrfachbelegungen sicher vermieden werden, müssen Kollisionen von Zugriffsvorgängen eindeutig erkennbar sein. Der jeweilige Abnehmer muß in diesem Fall von allen beteiligten Zugriffspunkten wieder frei gegeben werden. Nachfolgend wird vorausgesetzt, daß jeder an einer Kollision beteiligte Verbindungswunsch nicht mehr weiterbedient wird und somit "wegen Kollision zu Verlust" geht. Die dadurch bedingte Verlustwahrscheinlichkeit BK - hier kurz "Kollisionsverlust" genannt - wird für den Fall des Vielfachzugriffs auf beliebige als frei erkannte Abnehmer eines - durch die den "erfolgreichen" Zugriffsvorgängen nachfolgenden Nutzbelegungen - belasteten Abnehmerbündels berechnet.

5.1 Einführung

5.1.1 Definitionen zu Bedienungssystemen

In der Verkehrstheorie werden Bedienungssysteme mit einer von D.G. Kendall vorgeschlagenen Kurzschreibweise /5.8/ charakterisiert. Mit den Modifikationen nach /5.1/ lautet diese $X/Y/N(k)/s$. Dabei gibt X die Art des Ankunftsprozesses, Y die Art des Bedienprozesses, N die Abnehmeranzahl (Bedieneranzahl), k die Erreichbarkeit, s die Anzahl der Wartepplätze an. Die Erreichbarkeit k und die Anzahl s der Wartepplätze werden nur angegeben, wenn sie begrenzt sind. Der Wert $s = 0$ kennzeichnet also ein Verlustsystem, ein Wert $0 < s < \infty$ ein kombiniertes Warte-Verlustsystem, der

Wert $s = \infty$ ein Wartesystem.

Der wichtigste Ankunftsprozeß ist der Fall $X = M$ (von Markoff'scher Ankunftsprozeß). Dies entspricht negativ exponentiell verteilten Ankunftsabständen. Man bezeichnet diesen Ankunftsprozeß auch als Poisson'schen Forderungsstrom, weil hierbei die Anzahl der Ankünfte innerhalb eines Zeitintervalls poissonverteilt ist (weitere Bezeichnungen: Reiner Zufallsverkehr, Zufallsverkehr 1. Art). Wichtige Bedienprozesse sind die Fälle $Y = M, D, C$. $Y = M$ bedeutet wiederum, daß die Bedienzeit negativ exponentiell verteilt ist. $Y = D$ (von "deterministic") bedeutet, daß die Bedienzeit konstant ist. $Y = C$ (von "clocked service") bedeutet, daß die Bedienung "getaktet" erfolgt und die Bedienzeit gleich der Taktdauer ist.

Das Angebot A an ein Bedienungssystem ist die mittlere Anzahl der Forderungen auf Bedienung, die während der mittleren Dauer einer (erfolgreichen) Belegung eines Abnehmers eintreffen. Die Belastung y der Abnehmer eines Bedienungssystems ist gleich der mittleren Anzahl der belegten Abnehmer. Bei einem (reinen) Wartesystem stimmen Angebot A und Belastung y überein. Bei Warte-Verlust-Systemen oder (reinen) Verlustsystemen ist die Belastung stets kleiner als das Angebot. Die Differenz $(A-y)$ ist durch die "zu Verlust gegangenen" Forderungen auf Bedienung bedingt und wird als Restverkehr R bezeichnet. Daraus folgt die Verlustwahrscheinlichkeit $B = R/A$.

Eine große Anzahl von Warte-, Verlust- und Warte-Verlust-Systemen sind beispielsweise in /5.1, 5.2, 5.6/ besprochen, dort finden sich auch weiterführende Literaturhinweise.

5.1.2 Bezeichnungen

Die Stationen (vgl. Abschnitt 4) eines TDMA-Netzes sind die Punkte, in denen Zugriff auf die Zeitplätze des Zeitmultiplex-Übertragungssystems möglich ist. Sie werden deshalb nachfolgend als Zugriffspunkte bezeichnet. Bei einem TDMA-System erfolgt der Zugriff auf Zeitplätze des Zeitmultiplexrahmens. Nachfolgend wird allgemein von Abnehmern gesprochen. Der bei einem Vielfachzugriffssystem der "Nutzbelegung" eines Abnehmers vorangehende "Be-

legungsversuch" (vgl. Abschnitt 4) wird nachfolgend als Zugriffs-
vorgang bezeichnet. Die nachfolgend verwendeten Formelzeichen
sind im Symbolverzeichnis zusammengestellt.

5.1.3 Bemerkungen zum Signalisierungsverfahren

In einem TDMA-Durchschalte-Vermittlungsnetz sind zwei Signali-
sierungsabschnitte zu unterscheiden:

- (1) Signalisierungsabschnitt Teilnehmerendgerät-Zugriffspunkt,
- (2) Signalisierungsabschnitt Zugriffspunkt-Zugriffspunkt.

Der Signalisierungsabschnitt (1) kann ebenso realisiert werden
wie bei anderen modernen Zeitmultiplex-Fernsprechvermittlungs-
systemen. Hier wird darauf nicht weiter eingegangen. Im Signa-
lisierungsabschnitt (2) kann die Signalisierungsinformation prinzi-
piell entweder

- (a) kanalgebunden oder
 - (b) über einen zentralen Zeichenkanal
- übertragen werden.

Nachfolgend wird für den Signalisierungsabschnitt (2) kanalge-
bundene Signalisierung durch ein zusätzliches Signalisierbit je
Zeitplatz vorausgesetzt, wie dies auch bei dem Systemvorschlag
in Abschnitt 4 beschrieben wurde.

Dieses Verfahren ist in einem TDMA-Fernsprech-Teilnehmernetz
(dort hat jeder Teilnehmer eine eigene Station) schaltungstech-
nisch besonders einfach realisierbar. Jede Station muß dabei (im
Gegensatz zur Signalisierung über einen zentralen Zeichenkanal)
nur auf jeweils einem Zeitplatz pro Übertragungspfad Signale aus-
senden und empfangen. Je Verbindungswunsch ist bei diesem Sig-
nalisierungsverfahren nur ein einziger Zugriffsvorgang erforder-
lich. Nachfolgend wird angenommen, daß dabei der zu benutzende
Abnehmer gleichwahrscheinlich unter den momentan freien der ins-
gesamt N vorhandenen Abnehmer ausgewählt wird.

5.1.4 Zeitliche Rasterung in Zeitmultiplexsystemen

In Zeitmultiplexsystemen können Veränderungen der Belegzustände von Abnehmern nicht zu beliebigen Zeitpunkten, sondern nur zu diskreten, äquidistanten Zeitpunkten - nachfolgend kurz "Rasterzeitpunkte" genannt - vorgenommen werden. Der Abstand benachbarter Rasterzeitpunkte - die Zeitrasterperiode T_Z - ist nur als ganzzahliges Vielfaches der Zeitrahmendauer realisierbar. Diese zeitliche Rasterung ist eine wesentliche Voraussetzung bei den nachfolgenden Berechnungen. Technisch kann man die zeitliche Rasterung durch eine entsprechende Überrahmenbildung vorgeben.

Bei der nachfolgenden Berechnung des Kollisionsverlustes wird angenommen:

- (1) Zugriffsvorgänge dürfen nur im ersten Zeitrahmen einer jeden Zeitrasterperiode vorgenommen werden.
- (2) Zugriffsvorgänge dürfen nur auf Abnehmer gerichtet werden, die im letzten Zeitrahmen der Zeitrasterperiode unmittelbar vor dem Zugriffsvorgang noch unbelegt sind.

Da eine Kollision von Zugriffsvorgängen natürlich frühestens im ersten Zeitrahmen der Zeitrasterperiode erkannt wird, kann der Abbruch des Zugriffsvorgangs frühestens im zweiten Zeitrahmen der Zeitrasterperiode erfolgen. Wenn ein Abnehmer, auf dem eine Kollision von Zugriffsvorgängen stattfindet, von allen Zugriffspunkten eindeutig als "frei" für die nächste Zeitrasterperiode erkennbar sein soll, dann müßte also die Zeitrasterperiode mindestens gleich der zweifachen Zeitrahmendauer gewählt werden. Ist die Zeitrasterperiode dagegen gleich der Zeitrahmendauer, dann wird ein Zeitplatz x , auf dem im Zeitrahmen n eine Kollision stattfindet, für den Zeitrahmen $n + 1$ noch als "belegt" angesehen, obwohl er soeben wieder frei wird. Die im Zeitrahmen $n + 1$ erfolgenden Zugriffsvorgänge konzentrieren sich in diesem Fall auf die übrigen freien Zeitplätze unter Aussparung des (scheinbar belegten) Zeitplatzes x . Da Kollisionen jedoch nur selten stattfinden, wird die mittlere Anzahl der zum Ende einer Zeitrasterperiode als frei erkennbaren Zeitplätze durch die oben erwähnten seltenen Fälle praktisch nicht verringert. Die nachfolgenden Berechnungen gelten deshalb (mit vernachlässigbaren Ungenauigkeiten) auch dann,

wenn als Zeitrasterperiode die Zeitrastendauer vorgegeben wird, also Zugriffsvorgänge in jedem Zeitraster erlaubt werden.

Die beschriebene zeitliche Rasterung wirkt sich natürlich nur auf Vorgänge aus, deren Zeitdauer in der Größe der Zeitrasterperiode liegt. Sie kann vernachlässigt werden für Vorgänge, deren Zeitdauer sehr groß ist gegenüber der Zeitrasterperiode.

5.1.5 Problembeschreibung

Ankunftsprozeß

Als Ankunftsprozeß wird in jedem Zugriffspunkt ein Poisson'scher Forderungsstrom mit der Intensität λ angenommen.

Ein Poisson'scher Forderungsstrom kann nur durch unendlich viele Quellen erzeugt werden, von denen jede eine unendlich kleine Forderungsrate erzeugt. Beim vorliegenden Anwendungsfall ist die Quellen-Anzahl je Zugriffspunkt endlich. Dies bedingt, daß die Einfallrate des Gesamtsystems mit der Anzahl der bestehenden Belegungen absinkt (sog. Zufallsverkehr 2. Art). Bei Poisson'schem Forderungsstrom ist dagegen die Einfallrate konstant und somit unabhängig von der Anzahl der bestehenden Belegungen (Zufallsverkehr 1. Art). Für die Dimensionierung eines Bedienungssystems ist dies der ungünstigste Fall. Ein hierfür "ausreichend" dimensioniertes Bedienungssystem wird bei Beaufschlagung mit Zufallsverkehr 2. Art stets ein günstigeres Verhalten zeigen. Die Berechnung ist außerdem einfacher. Aus diesen Gründen wird in der Verkehrstheorie oft ein Poisson'scher Forderungsstrom als Ankunftsprozeß unterstellt, obwohl dies fast immer nur näherungsweise zutrifft.

Warteschlangen-Organisation

In jedem der insgesamt z Zugriffspunkte werden einfallende Forderungen in eine Warteschlange mit s Wartepätzen eingelesen. Falls alle Wartepätze besetzt sind, geht jede einfallende Forderung wegen Speicherüberlauf zu Verlust. Dies wird durch die Verlustwahrscheinlichkeit BS wegen Speicherüberlauf erfaßt. Die Warteschlange wird nach der FIFO-Strategie (first in, first out) ausgelesen. Das Auslesen erfolgt "zeitgerastert" mit der Zeitrasterperiode T_Z .

Pro Zeitrasterperiode wird genau eine wartende Forderung (auf Belegung eines beliebigen freien Abnehmers) ausgelesen.

Belegungsvorgang

Es sind insgesamt N Abnehmer vorhanden. Wenn beim Auslesen einer Forderung in einem Zugriffspunkt alle N Abnehmer belegt sind, so geht diese Forderung "wegen Abnehmersmangel zu Verlust". Sie verschwindet ohne Nachwirkung aus dem System. Dies bedingt die Verlustwahrscheinlichkeit BA infolge Abnehmersmangel.

Wenn mindestens noch ein Abnehmer frei ist, dann wird ein beliebiger der freien Abnehmer in 2 "Phasen" belegt, nämlich

- (1) Zugriffsvorgang (Belegungsversuch) mit konstanter Dauer T_Z ,
- (2) Nutzbelegung mit negativ exponentiell verteilter Dauer und dem Mittelwert T_N .

Diese beiden Anteile der Gesamtbelegung folgen unmittelbar aufeinander, falls nicht beim Zugriffsvorgang eine "Kollision" auftritt. Die mittlere Dauer der Nutzbelegung ist sehr groß gegenüber der Dauer des Zugriffsvorgangs. Kollisionen von Zugriffsvorgängen treten außerdem selten auf. Die resultierende Belastung der Abnehmer ist deshalb fast ausschließlich durch die "Nutzbelegungen" bedingt.

Kollision von Zugriffsvorgängen

Bei verteilter Steuerung arbeiten die vorhandenen Zugriffspunkte unabhängig voneinander. Es kann sich deshalb ergeben, daß $k \geq 2$ Zugriffspunkte etwa gleichzeitig einen Zugriffsvorgang auf denselben Abnehmer vornehmen. Dies wird als k -fache Kollision von Zugriffsvorgängen bezeichnet. Damit Mehrfachbelegungen sicher vermieden werden, müssen Kollisionen von Zugriffsvorgängen eindeutig erkennbar sein. Bei dem in Abschnitt 4 beschriebenen System beispielsweise geschieht dies dadurch, daß der Zugriffspunkt prüft, ob auf dem benutzten Abnehmer während des Aussendens der Belegkennung Signale eintreffen.

Kollisionsverlust

Wenn eine Kollision erfolgt ist, muß der benutzte Abnehmer von allen beteiligten Zugriffspunkten wieder frei gegeben werden.

Nachfolgend wird vorausgesetzt, daß jeder an einer Kollision beteiligte Zugriffsvorgang und somit der diesen Zugriffsvorgang initiiierende Verbindungswunsch zu Verlust geht. Dies bedingt die Verlustwahrscheinlichkeit BK "infolge Kollision beim Zugriffsvorgang". Diese Verlustwahrscheinlichkeit wird nachfolgend in mehreren Schritten berechnet:

- (1) Warte-Verlust-Situation in einem Zugriffspunkt,
- (2) Kollisionsverlust beim Vielfachzugriff auf genau einen freien Abnehmer,
- (3) Kollisionsverlust beim Vielfachzugriff auf genau r freie Abnehmer,
- (4) Kollisionsverlust beim Vielfachzugriff auf freie Abnehmer eines belasteten Abnehmerbündels.

5.1.6 Größenverhältnisse im System

Hier werden die Zahlenwerte zusammengestellt, die als Eingangsgrößen für die spätere numerische Auswertung verwendet werden.

Netzaufbau

Wird das TDMA-Durchschalte-Vermittlungsnetz mit einer Netzebene aufgebaut, dann erhält jeder Teilnehmer eine (kleine Vermittlungs-)Station fest zugeordnet und somit einen eigenen "Zugriffspunkt" zu den Abnehmern. Die Zugriffspunktzahl ist dann gleich der Teilnehmeranzahl.

Wird das Netz mit zwei Netzebenen aufgebaut, dann sind jeweils mehrere Teilnehmer (beispielsweise sternförmig) an eine Vermittlungs-Station angeschaltet. Diese "Zugriffspunkte" haben Vielfachzugriff auf die Übertragungskanäle des gemeinsam genutzten Übertragungsmediums der zweiten Netzebene /4.2/. Die Zugriffspunktzahl ist dann kleiner als die Teilnehmeranzahl. Der Gesamtverkehr durch alle Zugriffspunkte bleibt jedoch unabhängig von der Zugriffspunktzahl konstant.

Idealisierung

Bei den nachfolgenden Ableitungen wird vorausgesetzt, daß der Gesamtverkehr durch unendlich viele Teilnehmer - anstatt durch endlich viele Teilnehmer - erzeugt wird. Diese Idealisierung ist identisch mit der Annahme eines Poisson'schen Forderungs-

stroms als Ankunftsprozeß in jedem der Zugriffspunkte (Abschnitt 5.1.5).

Zugriffspunktzahl

Der obigen Idealisierung entspricht bei einem Netzaufbau in einer Ebene die Zugriffspunktzahl $z = \infty$. Bei einem Netzaufbau in zwei Netzebenen erfolgt die numerische Auswertung für $z = 2, 5, 10$. Im Fall $z = 1$ liegt kein Vielfachzugriffssystem mehr vor, es können keine Kollisionen mehr auftreten.

Angebot durch Nutzbelegungen

Es wird ein TDMA-Durchschalte-Vermittlungsnetz mit 500 Teilnehmern im Endausbau betrachtet. Bei öffentlichen Fernsprechnetzen rechnet man mit 0.025 Erlang bis 0.050 Erlang Angebot (gehend) pro Teilnehmer. In Nebenstellenanlagen treten höhere Werte auf. Hier wird als ungünstige Annahme 0.10 Erlang Angebot (gehend) pro Teilnehmer unterstellt. Dies ergibt im Endausbau ein Angebot A_{NG} durch Nutzbelegungen insgesamt (ein Angebot A_N durch Nutzbelegung je Zugriffspunkt) von

$$A_{NG} = 500 \cdot 0,10 \text{ Erl} = 50 \text{ Erl} = z \cdot A_N$$

Belegungs Dauern

Die Dauer T_Z eines Zugriffsvorgangs (Periodendauer T_Z des Zeitrasters) ist im günstigsten Fall gleich der Zeitrastendauer, beim Systembeispiel in Abschnitt 4 somit 0.25 ms. Als ungünstigster Fall wird für die numerische Auswertung eine Zeitrasterperiode von 16 Zeitrastern angenommen:

$$T_Z = 16 \cdot 0,25 \text{ ms} = 4 \text{ ms}$$

Die Dauer von Fernsprechverbindungen ist negativ exponentiell verteilt mit einem Mittelwert T_N von rund zwei Minuten (bei Ortsverbindungen):

$$T_N = 120 \text{ s}$$

Die resultierende Belegungsdauer ($T_N + T_Z$) ist wegen $T_N \gg T_Z$ nahezu ausschließlich durch die Dauer einer Nutzbelegung T_N gegeben.

Rufeinfallraten

Die Rufeinfallrate je Zugriffspunkt (die Rufeinfallrate insgesamt) wird mit λ (mit λ_G) bezeichnet:

$$\lambda_G = z \cdot \lambda$$

Wegen $A_{NG} = \lambda_G \cdot T_N$ ergibt sich für die gesamte Rufeinfallrate

$$\lambda_G = \frac{50 \text{ Erl}}{120 \text{ s}} = 0,416 \text{ s}^{-1}$$

Es tritt also im Mittel alle 2,4 s in irgendeinem Zugriffspunkt des Netzes ein Verbindungswunsch auf.

Angebot durch Zugriffsvorgänge

Das Gesamtangebot A_{ZG} durch Zugriffsvorgänge (das Angebot A_Z durch Zugriffsvorgänge je Zugriffspunkt) ist

$$A_{ZG} = \lambda_G \cdot T_Z = \lambda_G \cdot T_N \cdot \frac{T_Z}{T_N} = A_{NG} \cdot \frac{T_Z}{T_N} = z \cdot A_Z$$

Bei $T_Z = 4 \text{ ms}$, $T_N = 120 \text{ s}$, $A_{NG} = 50 \text{ Erl}$ ergibt sich

$$A_{ZG} = 1,66 \cdot 10^{-3} \text{ Erl} \ll 1$$

Das Gesamtangebot A_{ZG} durch Zugriffsvorgänge ist also bei Nachrichtennetzen der betrachteten Größenordnung sehr klein gegen 1. Dies ermöglicht bei den nachfolgenden Berechnungen die Anwendung von Näherungsformeln.

5.2 Warte-Verlust-Situation in einem Zugriffspunkt

5.2.1 Beschreibung

In jedem Zugriffspunkt kann pro Zeitrasterperiode T_Z maximal ein Zugriffsvorgang auf einen beliebigen, freien Zeitplatz des Zeitmultiplex-Rahmens ausgeführt werden. Andererseits können bei dem vorausgesetzten "reinen Zufallsverkehr" in jedem endlichen Zeitintervall beliebig viele gehende Verbindungswünsche ("Rufeinfälle") auftreten, von denen jeder einen Zugriffsvorgang initiiert. Deshalb müssen in jedem Zugriffspunkt die einfallenden Verbindungswünsche in einen Wartespeicher eingeordnet werden, wo sie auf Bedienung (den Zugriffsvorgang) warten müssen. Die Warteplatz-Anzahl s dieses "Pufferspeichers" muß so groß sein, daß fast niemals einfallende gehende Verbindungswünsche wegen Speicherplatz-Mangel (Speicherüberlauf) zu Verlust gehen. Die Warte-Verlust-Situation bei endlicher Warteplatz-Anzahl wird hier untersucht. Daraus ergibt sich auch der Zusammenhang zwischen dem durch die Rufeinfälle bedingten Angebot an Zugriffsvorgängen und der Zugriffswahrscheinlichkeit bei Vornahme der Zugriffsvorgänge im Zeitraster T_Z . In den später folgenden Abschnitten wird die (realistische) Annahme gemacht, daß keine Verluste wegen Speicherplatz-Mangel auftreten. Die Zugriffswahrscheinlichkeit wird dann gleich dem Angebot an Zugriffsvorgängen A_Z .

5.2.2 Berechnung des Bedienungssystems M/C/1/s

Vorbemerkung

Bezüglich der Abarbeitung von Rufeinfällen in einem einzelnen Zugriffspunkt mit s Warteplätzen liegt das Warte-Verlustsystem M/C/1/s vor. Dieses Bedienungssystem wurde in /5.3, 5.4/ mittels der Methode der "eingebetteten Markoff'schen Kette" /5.6, 5.8/ untersucht. Die Markoff'sche Kette wurde dort so konstruiert, daß ihre Zustände die Anzahl der belegten Warteplätze unmittelbar nach einem Rasterzeitpunkt angeben. Es ergibt sich dann keine einheitliche Rekursionsformel für alle Zustandswahrscheinlichkeiten, außerdem wären zur Berechnung der hier interessierenden Größen zusätzliche Umrechnungen erforderlich. Deshalb wird nachfolgend die Markoff'sche Kette so konstruiert, daß ihre Zustände die Anzahl der besetzten Warteplätze unmittelbar vor einem Rasterzeitpunkt angeben. Es ergibt sich dann eine

einheitliche Rekursionsformel für alle Zustandswahrscheinlichkeiten, und alle hier interessierenden Größen (z.B. die Zugriffswahrscheinlichkeit) sind durch einzelne Zustandswahrscheinlichkeiten gegeben.

Voraussetzungen

Zur Untersuchung der Warte-Verlust-Situation in einem einzelnen Zugriffspunkt mit $s \geq 1$ Wartepunkten wird vorausgesetzt (Bild 5.1):

- (1) Die Abstände aufeinanderfolgender Rufeinfälle sind negativ exponentiell verteilt mit dem Mittelwert $1/\lambda$ (Poisson'scher Forderungsstrom).
- (2) Es gibt genau 1 Abnehmer.
- (3) Der Abnehmer kann nur zu den diskreten Zeitpunkten $t_m = m \cdot T_Z$ belegt werden.
- (4) Jede Belegung dauert genau T_Z Zeiteinheiten.
- (5) Der Pufferspeicher hat genau s (mit $s \geq 1$) Wartepunkte.
- (6) Einfallende Rufe werden in der Reihenfolge ihres Eintreffens in die s Wartepunkte eingeordnet. Der Ruf auf Platz 1 des Pufferspeichers wird zum nächstmöglichen Rasterzeitpunkt t_m abgearbeitet. Alle anderen wartenden Rufe rücken daraufhin um einen Platz in der Reihe auf (First In, First Out FIFO). Sind bei Einfall eines Rufes alle Wartepunkte besetzt, so geht der entsprechende Ruf wegen "Speicherüberlauf" zu Verlust. Dies wird durch die Verlustwahrscheinlichkeit BS erfaßt.

Eingebettete Markoff'sche Kette

Die Anzahl der unmittelbar vor dem m -ten Rasterzeitpunkt - dem Zeitpunkt $(t_m - 0)$ - belegten Wartepunkte ist eine diskrete Zufallsgröße. Sie wird mit $X(t_m - 0)$ bezeichnet und kann die Werte $0, 1, 2 \dots s$ annehmen. Der Zustand unmittelbar vor dem m -ten Rasterzeitpunkt ist nur abhängig vom Zustand unmittelbar vor dem vorhergehenden $(m-1)$ -ten Rasterzeitpunkt und den zwischenzeitlich erfolgten Rufeinfällen, dagegen nicht abhängig von den weiter zurückliegenden Zuständen. Es liegt somit eine "eingebettete Markoff'sche Kette" vor [5.6, 5.8]. Genügend lange nach Einschalten des Systems stellt sich unter der Bedingung $A_Z = \lambda \cdot T_Z < 1$ ein "stationärer Endzustand" ein, die Zustandswahrscheinlichkeiten ändern sich dann nicht mehr mit wachsendem m . Dieser stationäre Endzustand wird nachfolgend betrachtet.

Bezeichnungen

Mit P_j wird die Wahrscheinlichkeit bezeichnet, daß j Wartepplätze ($j = 0, 1, 2 \dots s$) der insgesamt s Wartepplätze unmittelbar vor einem Rasterzeitpunkt t_m belegt sind.

$$P_j = \lim_{m \rightarrow \infty} P(X(t_m - 0) = j) \quad j = 0, 1, \dots, s$$

Mit π_k wird die Wahrscheinlichkeit bezeichnet, daß in einem Rasterintervall der Dauer T_Z genau k Rufeinfälle in einem Zugriffspunkt auftreten. Da nach Voraussetzung "reiner Zufallsverkehr" mit der Rufeinfallrate λ vorliegt, ergibt sich mit dem Angebot A_Z durch Zugriffsvorgänge je Zugriffspunkt

$$\pi_k = \frac{A_Z^k}{k!} e^{-A_Z} \quad k = 0, 1, \dots, \infty$$

Die numerische Berechnung von π_k erfolgt zweckmäßigerweise mittels

$$\pi_0 = e^{-A_Z}$$

$$\pi_k = \pi_{k-1} \cdot A_Z / k \quad k = 1, 2, \dots, \infty$$

Zustandswahrscheinlichkeiten P_j

Ein Zustand $j = 0, 1, 2 \dots (s-1)$ unmittelbar vor dem Rasterzeitpunkt t_m kann sich nur dann einstellen, wenn unmittelbar vor dem Rasterzeitpunkt t_{m-1} der Zustand 0 vorlag und zwischenzeitlich genau j Rufe eingetroffen sind oder einer der Zustände $k = 1, 2, \dots (j+1)$ vorlag und zwischenzeitlich genau $(j+1-k)$ Rufe eingetroffen sind. In Bild 5.2 sind diese möglichen Übergänge graphisch dargestellt. Der "Sonderfall Ausgangszustand 0" ist dabei strichliert. Die Folgezustände $j = 0, 1, \dots (s-1)$, für welche obige Überlegung gültig ist, sind angekreuzt. Aus Bild 5.2 folgt für die Zustandswahrscheinlichkeiten P_j im stationären Endzustand das (sog. Chapman-Kolmogoroff-)-Gleichungssystem /5.7, 6.8/:

$$P_j = P_0 \cdot \pi_j + \sum_{k=1}^{j+1} P_k \pi_{j+1-k}; \quad j = 0, 1, \dots (s-1)$$

Die Summenformel enthält auch einen Anteil mit der Wahrscheinlichkeit P_{j+1} :

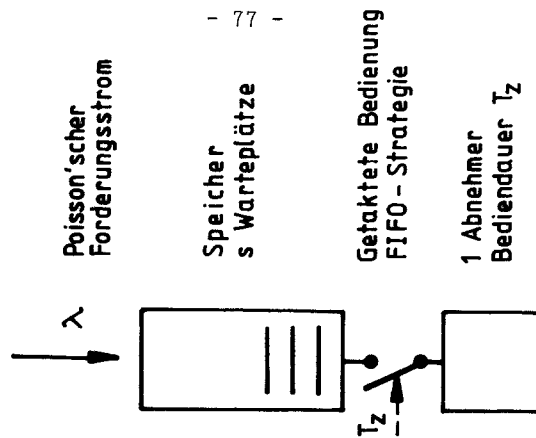


Bild 5.1: Schematische Darstellung des Warte-Verlust-Systems M/C/1/s

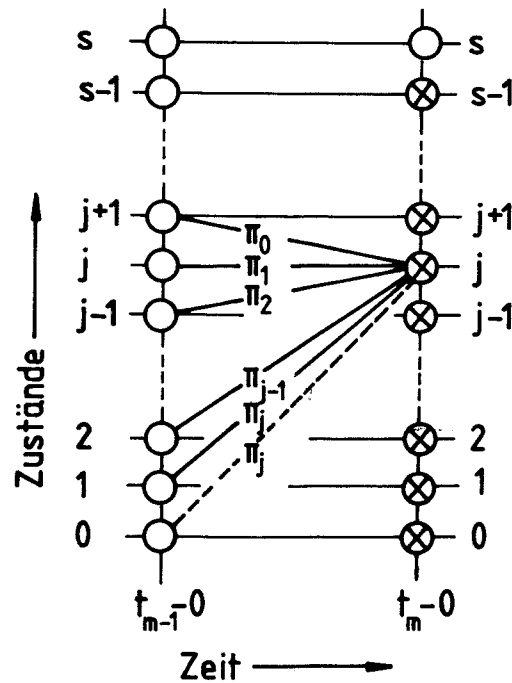


Bild 5.2: Übergänge zum Folgezustand j (für $j=0,1,\dots,s-1$) der eingebetteten Markoff-Kette zum Warte-Verlust-System M/C/1/s
 s Wartplatzanzahl; j Anzahl der belegten Wartplätze unmittelbar vor einem Rasterzeitpunkt;

$$P_j = P_0 \pi_j + P_{j+1} \pi_0 + \sum_{k=1}^j P_k \pi_{j+1-k}; \quad j = 0, 1, \dots (s-1)$$

Auflösung nach P_{j+1} ergibt

$$P_{j+1} = \frac{1}{\pi_0} (P_j - P_0 \pi_j - \sum_{k=1}^j P_k \pi_{j+1-k}); \quad j = 0, 1, \dots (s-1)$$

Umnummerierung aller Glieder mit dem Index j ergibt schließlich

$$P_j = \frac{1}{\pi_0} (P_{j-1} - P_0 \pi_{j-1} - \sum_{k=1}^{j-1} P_k \pi_{j-k}); \quad j = 1, 2, \dots s$$

Dabei ist zu beachten, daß der durch das Summenzeichen gegebene Anteil nach den üblichen Rechenregeln für Summenzeichen verschwindet, wenn die obere Grenze kleiner als die untere Grenze ist. Dies ist bei $j=1$ der Fall, obige Gleichung reduziert sich dann auf

$$P_1 = \frac{1}{\pi_0} (P_0 - P_0 \pi_0 - 0)$$

Obige Gleichung ermöglicht die Berechnung von P_j bei gegebenen Werten von P_k mit $k = 0, 1, \dots, j-1$. Ausgehend von einem vorerst unbekannten P_0 können damit der Reihe nach P_1, P_2, \dots, P_s ermittelt werden. Der Wert von P_0 wird dabei durch Iteration so bestimmt, daß die Summe aller Zustandswahrscheinlichkeiten den Wert 1 ergibt (Normierungsbedingung):

$$\sum_{j=0}^s P_j = 1$$

Mit den angegebenen Gleichungen können somit alle Zustandswahrscheinlichkeiten P_j ($j=0, 1, \dots, s$) in Abhängigkeit vom Angebot A_z und der Anzahl s der Warteplätze numerisch berechnet werden. Alle übrigen interessierenden Größen (Belastung, Verlustwahrscheinlichkeit usw.) können dann aus den Zustandswahrscheinlichkeiten ermittelt werden. Dies wird nachfolgend durchgeführt.

Zugriffswahrscheinlichkeit P_Z

Falls unmittelbar vor einem Rasterzeitpunkt mindestens 1 Warteplatz belegt ist ($j \geq 1$), dann wird im darauf folgenden Rasterzeitintervall eine Belegung des Abnehmers vorgenommen. Dies entspricht im betrachteten Anwendungsfall der Durchführung eines Zugriffsvorgangs. Die Zugriffswahrscheinlichkeit - die Wahrscheinlichkeit für die Durchführung eines Zugriffsvorgangs zu einem beliebigen der Rasterzeitpunkte - ist somit

$$P_Z = P(j \geq 1) = \sum_{j=1}^S P_j = 1 - P_0$$

Belastung y_Z

Allgemein ist die Belastung eines Abnehmerbündels definiert als die mittlere Anzahl der belegten Abnehmer. Beim hier betrachteten Warte-Verlust-System ist nur ein einziger Abnehmer vorhanden. Die Belastung ist dann gleich der "Belegtwahrscheinlichkeit" dieses Abnehmers. Wird zu jedem der Rasterzeitpunkte mit der Zugriffswahrscheinlichkeit P_Z ein Zugriffsvorgang ausgeführt (also eine Belegung für die Rasterzeitdauer T_Z vorgenommen), dann ist die damit verbundene Belastung y_Z des Abnehmers durch Zugriffsvorgänge

$$y_Z = 1 \cdot P_Z + 0 \cdot (1 - P_Z) = P_Z = 1 - P_0$$

Die Belastung y_Z (Belegtwahrscheinlichkeit des Abnehmers) und die Zugriffswahrscheinlichkeit P_Z stimmen also überein.

Verlustwahrscheinlichkeit BS durch Speicherüberlauf

Nach vorstehender Ableitung ergibt sich beim Angebot A_Z an den Abnehmer eine Belastung

$$y_Z = 1 - P_0$$

Die Differenz zwischen Angebot A_Z und Belastung y_Z ist durch die Rufe bedingt, die beim Einfall keinen freien Warteplatz vorfinden und somit zu Verlust gehen (ohne Nachwirkung aus dem System verschwinden), sie wird als Restverkehr R_Z bezeichnet.

$$R_Z = A_Z - y_Z$$

Die Verlustwahrscheinlichkeit BS durch "Speicherüberlauf" ist somit:

$$BS = R_Z/A_Z = 1-(1-P_0)/A_Z;$$

Alle hier interessierenden Größen des Warte-Verlust-Systems M/C/1/s können also aus der Zustandswahrscheinlichkeit P_0 ermittelt werden. Die Ergebnisse können folgendermaßen zusammengefaßt werden:

$$P_Z = y_Z = A_Z \cdot (1-BS) = 1-P_0;$$

Einfluß der Abfertigungsstrategie

Bei der Berechnung der Zustandswahrscheinlichkeiten wurde nicht von der unter den Voraussetzungen angeführten Abfertigungsstrategie für wartende Forderungen (first in, first-out) Gebrauch gemacht. Die angeführten Ergebnisse gelten deshalb ungeändert für beliebige Abfertigungsstrategien (z.B. random; last in, first out). Bei den nachfolgenden Berechnungen wird deshalb bei den Voraussetzungen keine spezielle Abfertigungsstrategie für die in einem Zugriffspunkt wartenden Forderungen genannt.

5.2.3 Sonderfall M/C/1

Hier wird der Sonderfall betrachtet, daß unendlich viele Wartepplätze ($s=\infty$) vorhanden sind. Es ist dann eine vereinfachte Lösung möglich. Nach Voraussetzung beträgt die Rufeinfall-Rate (je Zugriffspunkt) λ . Die maximal mögliche "Zugriffs-Rate" v_Z , mit der die eingefallenen Rufe abgearbeitet werden können, ist:

$$v_Z = 1/T_Z;$$

Solange die Rufeinfall-Rate (je Zugriffspunkt) λ kleiner als die maximal mögliche Zugriffsrate v_Z ist ($\lambda < v_Z$) und somit $A_Z = \lambda \cdot T_Z < v_Z \cdot T_Z = 1$ erfüllt ist, kann bei Vorhandensein von unendlich vielen Warteplässen jeder einfallende Ruf - wenn auch häufig etwas verzögert - abgearbeitet werden. Es geht dann keiner der Rufe wegen Speicherüberlauf zu Verlust. Die Verlustwahrscheinlichkeit BS ist somit null, die Belastung (und somit die Zugriffswahrscheinlichkeit) ist dann gleich dem Angebot:

$$BS = 0; \quad y_Z = P_Z = A_Z.$$

5.2.4 Numerische Auswertung

In Bild 5.3 ist für das in diesem Abschnitt behandelte Warte-Verlust-System M/C/1/s die Verlustwahrscheinlichkeit BS durch Speicherüberlauf in Abhängigkeit vom Angebot A_Z - für verschiedene Werte der Warteplatzanzahl s - dargestellt. Es ist zu er-

sehen, daß die Verlustwahrscheinlichkeit BS bei Verringerung des Angebots A_Z oder/und Erhöhung der Warteplatzanzahl s sehr schnell gegen null geht. Der Bereich $A_Z < 0.2$ ist in Bild 5.3 schraffiert und in Bild 5.4 genauer dargestellt. In Bild 5.5 ist die Verlustwahrscheinlichkeit BS in Abhängigkeit von der Warteplatzanzahl s - für verschiedene Werte des Angebots A_Z - dargestellt.

Aus den Bildern 5.4 und 5.5 ist ersichtlich, daß bei kleinem Angebot A_Z bereits mit kleinen Speicherplatzanzahlen s extrem geringe - praktisch vernachlässigbare - Verlustwahrscheinlichkeiten BS infolge Speicherüberlauf erreichbar sind. Beispielsweise ist bei $A_Z \leq 0.10$ Erl und $s = 5$ die Verlustwahrscheinlichkeit $BS \leq 10^{-7}$.

Folgerung

Nach obigen Ergebnissen kann für kleine Werte des Angebots A_Z ein vernachlässigbares BS (etwa $BS \leq 10^{-7}$) bereits mit kleinen Speicherplatzanzahlen s erzielt werden. Es ist daher gerechtfertigt, für die nachfolgenden Berechnungen zur Kollision von Zugriffsvorgängen den Fall $s = \infty$ und somit $BS = 0$ - also keine Verluste wegen Speicherüberlauf - vorauszusetzen. Wegen $P_Z = A_Z \cdot (1 - BS)$ wird dann die Zugriffswahrscheinlichkeit gleich dem Angebot ($P_Z = A_Z$).

Es sei hier angemerkt, daß bei nicht vernachlässigbarer Verlustwahrscheinlichkeit BS infolge Speicherüberlauf in den nachfolgend abgeleiteten Formeln für den Kollisionsverlust BK der Wert $A_Z \cdot (1 - BS)$ für die Zugriffswahrscheinlichkeit einzusetzen wäre.

Schlußbemerkung

In Abschnitt 5.1.5 wurde bereits darauf hingewiesen, daß der als Ankunftsprozeß angenommene Poisson'sche Forderungsstrom eine Idealisierung darstellt. Reale Ankunftsprozesse werden durch endlich viele Teilnehmer erzeugt. Daher reichen real stets endlich viele Warteplätze für $BS = 0$ aus.

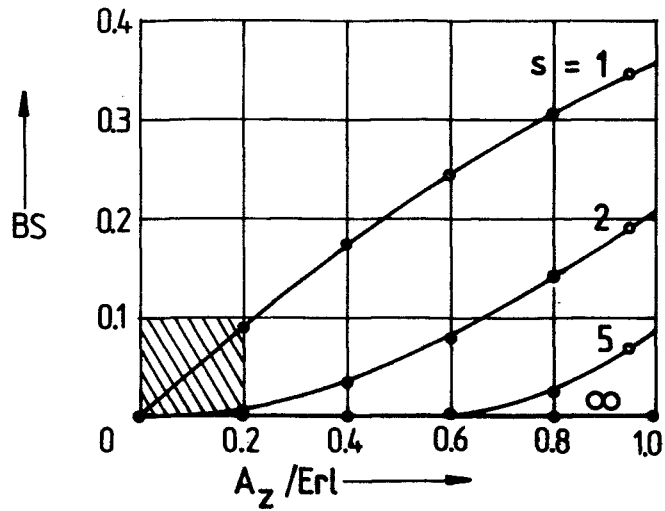


Bild 5.3: Verlustwahrscheinlichkeit BS infolge Speicherüberlauf in Abhängigkeit vom Angebot A_z beim Warte-Verlust-System $M/C/1/s$
Parameter: Warteplatzanzahl s ;

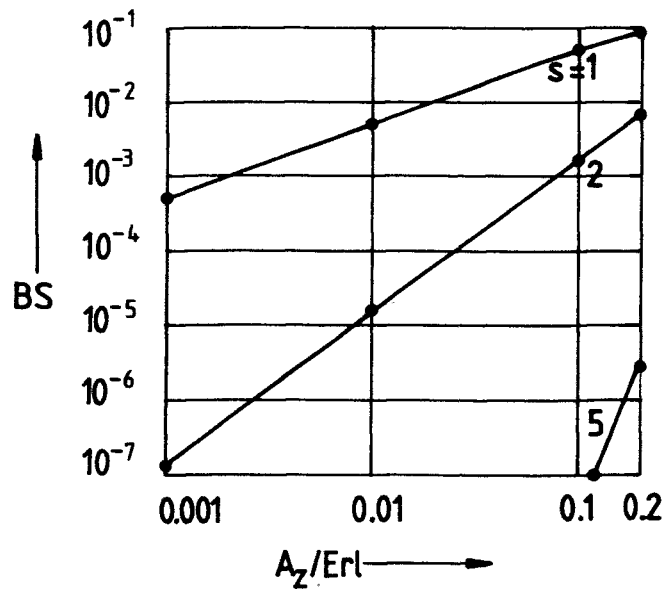


Bild 5.4: Verlustwahrscheinlichkeit BS infolge Speicherüberlauf in Abhängigkeit vom Angebot A_z beim Warte-Verlust-System $M/C/1/s$
Parameter: Warteplatzanzahl s ;

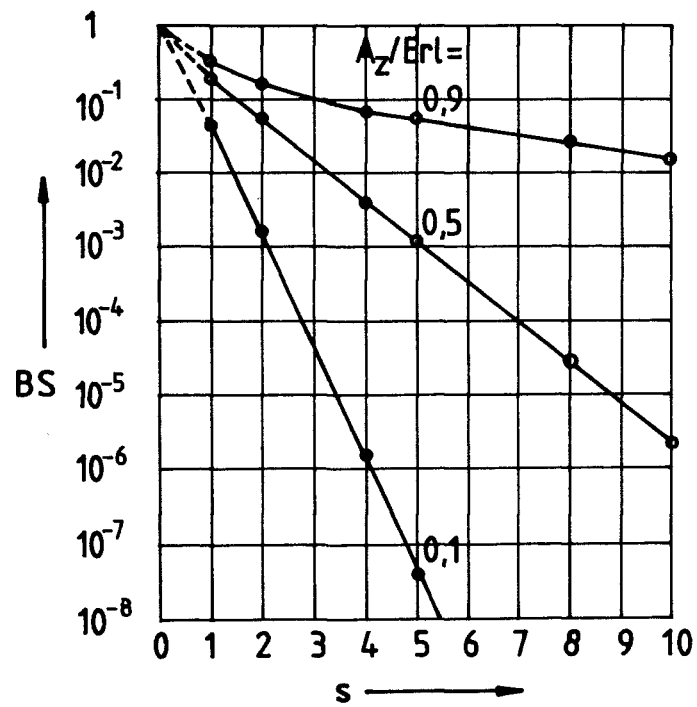


Bild 5.5: Verlustwahrscheinlichkeit BS infolge Speicherüberlauf
in Abhängigkeit von der Warteplatzanzahl s beim Warte-
Verlust-System $M/C/1/s$
Parameter: Angebot A_Z ;

5.3 Kollisionsverlust beim Vielfachzugriff auf genau einen freien Abnehmer

5.3.1 Beschreibung

Als einfachstes Modell für den Vorgang des Vielfachzugriffs wird der Fall untersucht, daß z unabhängig voneinander arbeitende Zugriffspunkte (mit jeweils $BS=0$) im Zeitraster T_Z auf einen freien Abnehmer zugreifen. Jeder Zugriffsvorgang belegt den Abnehmer genau T_Z Zeiteinheiten. Zusätzlich wird angenommen, daß auf einen Zugriffsvorgang niemals eine "Nutzbelegung" folgt. Zu Beginn einer jeden Zeitrasterperiode T_Z ist der Abnehmer daher sicher frei.

Falls zu Beginn einer Zeitrasterperiode genau ein Zugriffsvorgang auf den Abnehmer erfolgt, so gilt dieser Zugriff als "erfolgreich". Wenn dagegen $k \geq 2$ Zugriffsvorgänge gleichzeitig vorgenommen werden, dann wird dies als k -fache Kollision gewertet. Es wird angenommen, daß alle kollidierenden Zugriffsvorgänge (und damit die sie initiiierenden Verbindungswünsche) zu Verlust gehen (und nicht mehr wiederholt werden). Die resultierende Rate der Kollisionen und die daraus folgende Verlustwahrscheinlichkeit BK "wegen Kollision" für dieses Modell werden exakt berechnet.

5.3.2 Berechnung des Kollisionsverlustes

Voraussetzungen

- (1) Es gibt genau z voneinander unabhängig arbeitende Zugriffspunkte.
- (2) In jedem Zugriffspunkt sind die Abstände aufeinanderfolgender Rufeinfälle negativ exponentiell verteilt mit dem Mittelwert $1/\lambda$ (Poisson'scher Forderungsstrom).
- (3) Es gibt genau einen Abnehmer.
- (4) Der Abnehmer kann nur zu den diskreten Zeitpunkten $t_m = m \cdot T_Z$ belegt werden.
- (5) Jede Belegung des Abnehmers dauert genau T_Z Zeiteinheiten.
- (6) In keinem der Zugriffspunkte gehen einfallende Rufe

wegen Speicherplatz-Mangel zu Verlust (BS=0).

- (7) Wird zu einem der Rasterzeitpunkte t_m der Abnehmer von $k \geq 2$ Zugriffspunkten gleichzeitig belegt, so wird dies als k -fache Kollision gewertet. Alle k beteiligten Rufe gehen "wegen Kollision zu Verlust".

Der Zugriff von z Zugriffspunkten auf einen einzigen Abnehmer und dabei sich ergebende Kollisionen sind schematisch in Bild 5.6 dargestellt.

Zugriffswahrscheinlichkeit P_Z

Für die Wahrscheinlichkeit P_Z , daß ein beliebiger der z Zugriffspunkte zu einem beliebigen der Rasterzeitpunkte t_m einen Zugriff auf den Abnehmer vornimmt (den Abnehmer belegt), ergibt sich unter obigen Voraussetzungen (BS=0) nach den Ergebnissen des vorigen Abschnitts

$$P_Z = A_Z$$

Dabei ist A_Z das Angebot eines einzelnen Zugriffspunktes an den Abnehmer, es ist nach Voraussetzung kleiner als 1 (Abschn. 5.2).

Wahrscheinlichkeit $P_B(k)$

Die Wahrscheinlichkeit, daß durch genau k (mit $k = 0, 1, 2, \dots, z$) der insgesamt z Zugriffspunkte eine Belegung des Abnehmers zu einem beliebigen der Rasterzeitpunkte t_m vorgenommen wird (also ein k -facher Zugriff sich ergibt), wird mit $P_B(k)$ bezeichnet. Nach Voraussetzung arbeiten die Zugriffspunkte unabhängig voneinander. Jeder Zugriffspunkt kann entweder keinen (mit Wahrscheinlichkeit $1-A_Z$) oder genau einen Zugriff (mit Wahrscheinlichkeit A_Z) vornehmen. Es sind also die Bedingungen des Bernoulli'schen Versuchsschemas erfüllt, die Anzahl k der zu einem Rasterzeitpunkt ausgeführten Zugriffe ist somit binomialverteilt.

$$P_B(k) = \binom{z}{k} A_Z^k (1-A_Z)^{z-k} ; \quad k = 0, 1, \dots, z$$

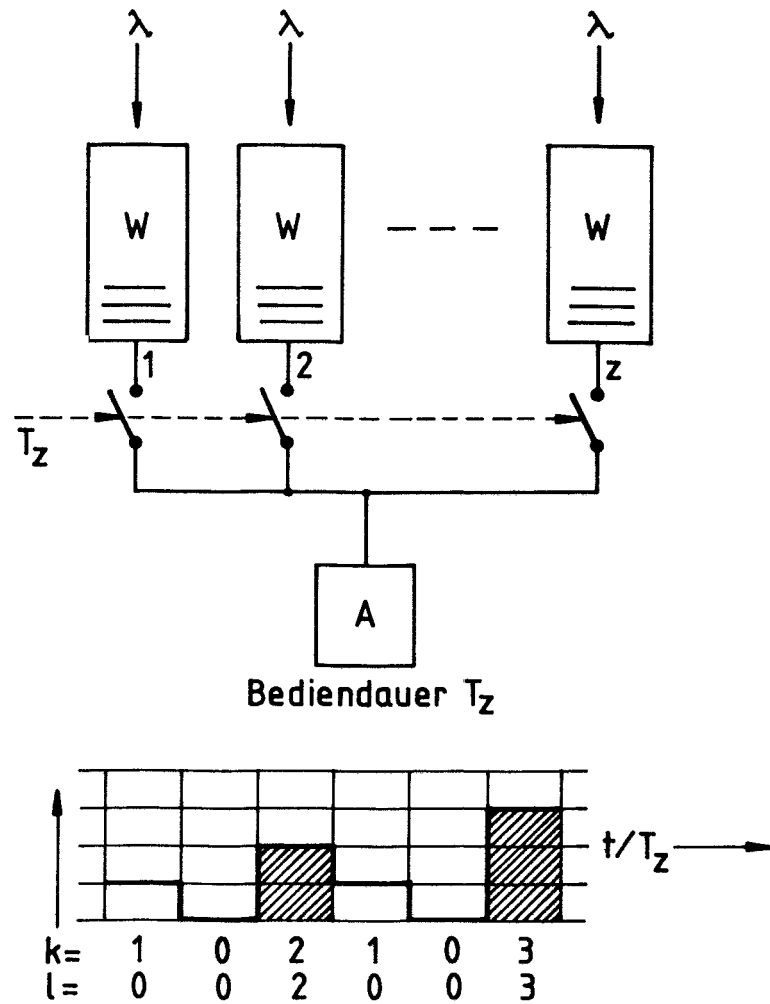


Bild 5.6: Schematische Darstellung des zeitgerasterten Vielfachzugriffs von z Zugriffspunkten auf genau einen zum Zugriffszeitpunkt stets freien Abnehmer
 W Warteschlange; A Abnehmer; λ Rufeinfallrate je Zugriffspunkt; k Belegungsanzahl; l Kollisionsanzahl;

Kollisionsanzahl $l(k)$

Nach Voraussetzung gehen bei $k \geq 2$ alle k Zugriffsvorgänge zu Verlust. Die Kollisionszahl bei k -facher Belegung des Abnehmers ist also

$$l(k) = \begin{cases} 0 & k < 2 \\ k & k \geq 2 \end{cases}$$

Mittlere Kollisionsanzahl \bar{l}

Die mittlere Anzahl der Kollisionen in einem beliebigen der Rasterzeitelemente T_Z ist

$$\begin{aligned} \bar{l} &= \sum_{k=0}^Z l(k) \cdot P_B(k) = \sum_{k=2}^Z k \cdot P_B(k) = \sum_{k=0}^Z (k \cdot P_B(k)) - P_B(1) \\ &= \bar{k} - P_B(1) \end{aligned}$$

Daraus ergibt sich mit $\bar{k} = z \cdot A_Z$ als Mittelwert der binomialverteilten Anzahl k und

$$P_B(1) = z \cdot A_Z \cdot (1 - A_Z)^{z-1}$$

folgender Mittelwert für die Kollisionsanzahl

$$\bar{l} = z \cdot A_Z (1 - (1 - A_Z)^{z-1})$$

Kollisionsrate λ_K

Die Kollisionsrate ist die mittlere Anzahl der wegen Kollision zu Verlust gehenden Zugriffsvorgänge je Zeiteinheit. Mit der mittleren Anzahl \bar{l} je Zeitrasterelement ergibt sich also

$$\lambda_K = \bar{l} \cdot \frac{1}{T_Z}$$

Kollisionsverlust BK

Der Kollisionsverlust BK ist die Wahrscheinlichkeit, daß ein beliebiger einfallender Ruf wegen "Kollision" zu Verlust geht. Laut Voraussetzung ist dies die einzige Verlustursache in diesem System. Mit der Rufeinfallrate $\lambda_G = z \cdot \lambda$ ergibt sich somit

$$BK = \frac{\lambda_K}{\lambda_G} = \frac{\bar{l}}{z \cdot \lambda \cdot T_Z} = \frac{\bar{l}}{A_{ZG}}$$

Einsetzen aller oben abgeleiteten Größen ergibt schließlich für BK

$$BK = 1 - (1 - A_Z)^{z-1}$$

A_Z ist dabei nach Abschn. 5.1.6 das Angebot an den Abnehmer durch einen einzelnen Zugriffspunkt. Mit dem Gesamtangebot $A_{ZG} = z \cdot A_Z < z$ an den Abnehmer durch alle z Zugriffspunkte ergibt sich schließlich

$$\left[BK = 1 - \left(1 - \frac{A_{ZG}}{z} \right)^{z-1} \right];$$

Belastung des Abnehmers

Es sei hier angemerkt, daß die resultierende Belastung y_{ZG} des Abnehmers durch

$$y_{ZG} = P(\text{Abnehmer belegt}) = P_B(k \geq 1) = 1 - P_B(0)$$

und somit durch

$$y_{ZG} = 1 - \left(1 - \frac{A_{ZG}}{z} \right)^z$$

gegeben ist. Es ist jedoch zu beachten, daß

$$y_{ZG} \neq A_{ZG} \cdot (1 - BK)$$

ist. Hier trägt nämlich jede einfache ($k=1$) und jede mehrfache ($k \geq 2$) Belegung - welche die Kollisionsverluste verursacht - mit dem gleichen Beitrag zur Belastung y_{ZG} des Rufkanals bei. Durch die Größe $A_{ZG} \cdot (1 - BK)$ ist lediglich der durch erfolgreiche Belegungen (Einfachbelegungen) verursachte Anteil an der Gesamtbelastung des Abnehmers gegeben. Diese enthält darüber hinaus noch einen Anteil, der durch kollidierende Belegungen (Mehrfachbelegungen) verursacht ist.

5.3.3 Numerische Auswertung

In Bild 5.7 ist der Kollisionsverlust BK in Abhängigkeit von Gesamtangebot A_{ZG} an den Abnehmer für verschiedene Anzahlen z von Zugriffspunkten dargestellt. Es ist ersichtlich, daß der Kollisionsverlust mit zunehmendem A_{ZG} stark ansteigt und mit steigender Anzahl von Zugriffspunkten zunimmt. Dies ist ebenso aus

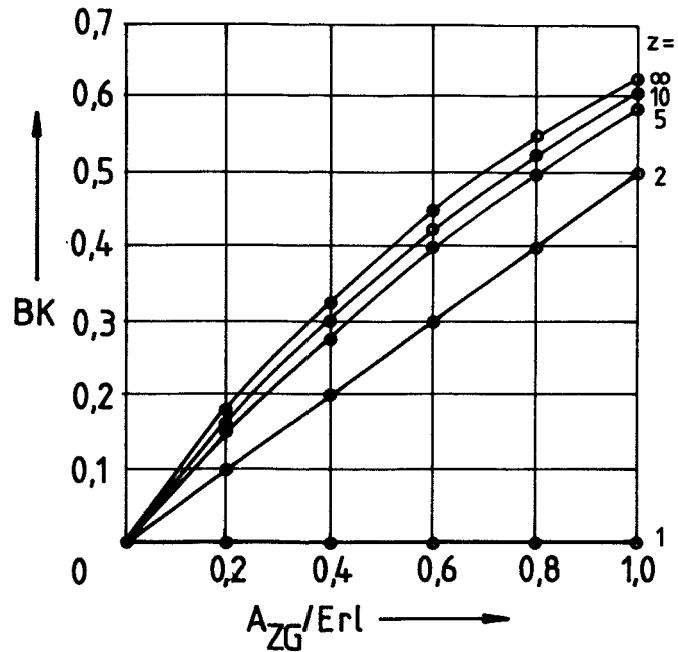


Bild 5.7: Kollisionsverlust BK beim Vielfachzugriff aus z Zugriffspunkten auf genau einen zum Zugriffszeitpunkt stets freien Abnehmer in Abhängigkeit vom Gesamtangebot A_{ZG}
Parameter: Zugriffspunkt-Anzahl z ;

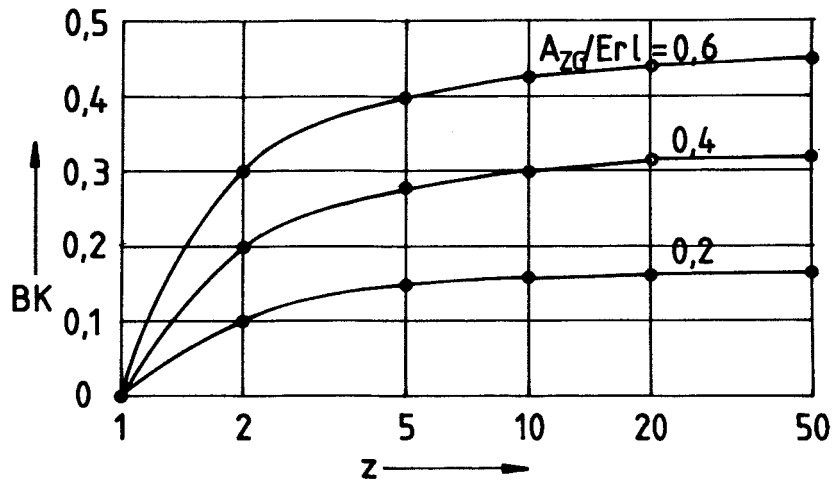


Bild 5.8: Kollisionsverlust BK beim Vielfachzugriff auf genau einen zum Zugriffszeitpunkt stets freien Abnehmer in Abhängigkeit von der Zugriffspunkt-Anzahl z
Parameter: Gesamtangebot A_{ZG} ;

Bild 5.8 ersichtlich. Dort ist der Kollisionsverlust BK in Abhängigkeit von der Anzahl z der Zugriffspunkte für verschiedene Werte des Gesamtangebots an den Abnehmer dargestellt. Während bei kleinen z -Werten der Kollisionsverlust BK mit steigendem z noch stark zunimmt, geht er für große z -Werte gegen einen Grenzwert. Die sich ergebenden Grenzwerte für BK bei großem z und Näherungsformeln für BK bei kleinen Werten von A_{ZG} werden nachfolgend ermittelt.

5.3.4 Grenzwerte und Näherungen für den Kollisionsverlust

Grenzwert von BK für große z -Werte

Der Kollisionsverlust

$$BK = 1 - \left(1 - \frac{A_{ZG}}{z}\right)^{z-1} = 1 - \left(1 - \frac{A_{ZG}}{z}\right)^{-1} \cdot \left(1 - \frac{A_{ZG}}{z}\right)^z$$

geht für große Werte von z wegen

$$\begin{aligned} \lim_{z \rightarrow \infty} \left(1 - \frac{A_{ZG}}{z}\right)^{-1} &= 1 \\ \lim_{z \rightarrow \infty} \left(1 - \frac{A_{ZG}}{z}\right)^z &= e^{-A_{ZG}} \end{aligned}$$

gegen den Grenzwert

$$BK_{MAX} = 1 - e^{-A_{ZG}}$$

Beider hier vorliegenden Anwendung ist $A_{ZG} \ll 1$. Für diesen Fall ergibt sich mit den ersten beiden Gliedern der Reihenentwicklung der e -Funktion die Näherungsformel

$$BK_{MAX} \approx A_{ZG}$$

Näherung für BK bei kleinen A_{ZG} -Werten

Bei $A_{ZG} \ll 1$ ergibt sich mit den beiden ersten Gliedern von

$$(1+x)^n = 1+nx + \dots$$

aus der allgemeinen Beziehung für BK in Abhängigkeit von A_{ZG} und

z folgende Näherungsformel

$$BK \approx 1 - \left(1 - \frac{z-1}{z} A_{ZG}\right) = \frac{z-1}{z} A_{ZG}$$

Für große Werte von z ist auch hieraus ersichtlich

$$BK_{MAX} \approx A_{ZG}$$

5.3.5 Zusammenfassung

In diesem Abschnitt wurde der Fall untersucht, daß z unabhängig voneinander arbeitende Zugriffspunkte im Zeitraster T_z auf genau einen Abnehmer zugreifen können. Falls $k \geq 2$ Zugriffsvorgänge gleichzeitig erfolgen, so wird dies als k-fache Kollision gewertet. Alle an der Kollision beteiligten Rufe und somit die sie initiiierenden Verbindungswünsche gehen dabei zu Verlust. Bei einem Gesamtangebot A_{ZG} an Zugriffsvorgängen durch alle z Zugriffspunkte ergibt sich der Kollisionsverlust BK (mit $A_{ZG} < z$) zu:

$$BK = 1 - \left(1 - A_{ZG}/z\right)^{z-1}$$

Für große z geht dieser Ausdruck gegen den Grenzwert:

$$BK_{MAX} = 1 - e^{-A_{ZG}}$$

In den praktisch interessierenden Fällen ist $A_{ZG} \ll 1$. Hierfür ergeben sich aus den exakten Lösungen die Näherungsformeln:

$$BK \approx \frac{z-1}{z} \cdot BK_{MAX}$$

$$BK_{MAX} \approx A_{ZG}$$

5.4 Kollisionsverlust beim Vielfachzugriff auf genau r freie Abnehmer

5.4.1 Beschreibung

Die naheliegende Verallgemeinerung des in Abschnitt 5.3 untersuchten Falls ist die Annahme, daß (statt einem) genau r freie Abnehmer vorhanden sind, wobei bei jedem Zugriffsvorgang einer der r Abnehmer zufällig ausgewählt wird. Alle übrigen Annahmen bleiben unverändert. Es wird wiederum die resultierende Rate der Kollisionen und die daraus folgende Verlustwahrscheinlichkeit BK "wegen Kollision" exakt berechnet. Für den Fall $r = 1$ geht dieses Modell in das in Abschnitt 5.3 untersuchte Modell über. Dies erlaubt die Überprüfung des allgemeinen Ergebnisses an der bereits hergeleiteten Lösung für den Sonderfall $r = 1$.

5.4.2 Berechnung des Kollisionsverlusts

Voraussetzungen

Nachfolgend sind nur die gegenüber Abschnitt 5.3.2 geänderten Voraussetzungen aufgeführt (anstatt Voraussetzung 3):

- (3.1) Es gibt genau r Abnehmer.
- (3.2) Bei jedem Zugriffsvorgang wird vom jeweiligen Zugriffspunkt der zu benutzende Abnehmer gleichwahrscheinlich unter den r freien Abnehmern ausgewählt.

In Bild 5.9 ist die vorliegende Situation schematisch dargestellt.

Wahrscheinlichkeit $P_B(k_1, k_2, \dots, k_r)$

Die Wahrscheinlichkeit, daß zu einem beliebigen der Rasterzeitpunkte t_m der i-te der insgesamt r Abnehmer genau k_i -mal (mit $i = 1, 2, \dots, r$) belegt worden ist, wird mit $P_B(k_1, k_2, \dots, k_r)$ bezeichnet. Nach Voraussetzung arbeiten alle Zugriffspunkte unabhängig voneinander und belegen - falls erforderlich - gleichwahrscheinlich einen der r Abnehmer. Das Belegungsmuster kann man sich deshalb dadurch entstanden denken, daß die r (anfangs

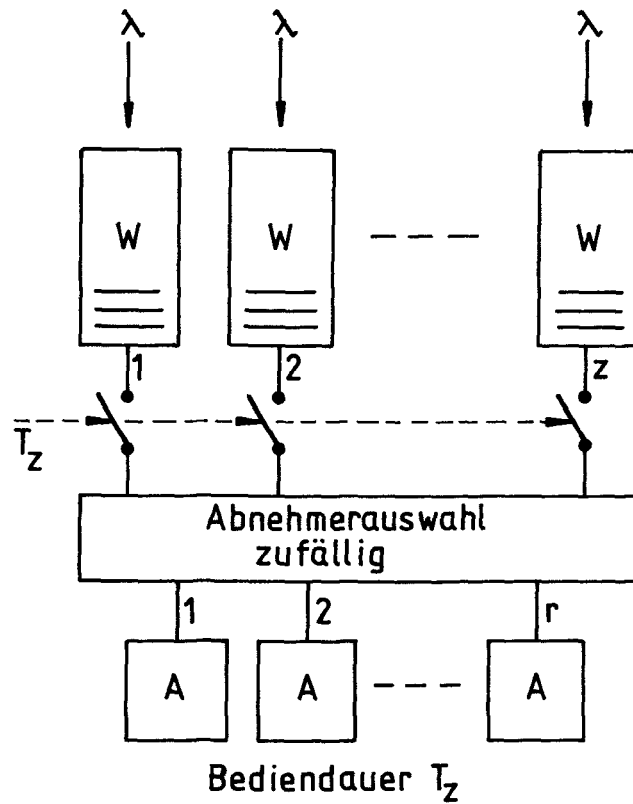


Bild 5.9: Schematische Darstellung des zeitgerasterten Vielfachzugriffs von z Zugriffspunkten auf einen zufällig ausgewählten von r voll erreichbaren zum Zugriffszeitpunkt stets freien Abnehmern
 W Warteschlange; A Abnehmer; λ Rufeinfallrate je Zugriffspunkt;

unbelegten) Abnehmer zunächst dem Zugriffspunkt 1 angeboten werden, dann dem Zugriffspunkt 2 usw., zuletzt dem Zugriffspunkt z . In jedem Zugriffspunkte findet genau eines der Ereignisse E_i - mit $i = 1, 2, \dots, r, r+1$ - statt, dabei ist

E_i ; $i = 1, 2, \dots, r$; das Ereignis "Abnehmer i wird belegt",
 E_{r+1} das Ereignis "kein Abnehmer wird belegt".

Mit Z sei das Ereignis bezeichnet, daß in einem Zugriffspunkt zu einem beliebigen der Rasterzeitpunkte überhaupt ein Zugriff vorgenommen wird. Diese "Zugriffswahrscheinlichkeit" ist wie bereits besprochen

$$P(Z) = P_Z = A_Z$$

Andererseits gilt nach Voraussetzung für die Auswahl des benutzten Abnehmers

$$P(E_i/Z) = \frac{1}{r}; \quad i = 1, 2, \dots, r$$

Also sind die zu den Ereignissen E_i zugehörigen Wahrscheinlichkeiten

$$P(E_i) = P_i = A_Z/r; \quad i = 1, 2, \dots, r$$

$$P(E_{r+1}) = P_{r+1} = 1 - A_Z$$

Ein solches "Versuchsschema", bei dem bei jedem Versuch genau eines von $r + 1$ einander paarweise sich ausschließenden Ereignissen E_i (mit $i = 1, 2, \dots, r + 1$) auftritt, ist ein sogenanntes "Verallgemeinertes Bernoulli'sches Versuchsschema" /5.7/. Die Wahrscheinlichkeit für ein Belegungsmuster (k_1, k_2, \dots, k_r) ist hierfür (sog. Polynomialverteilung)

$$P_B(k_1, k_2, \dots, k_r) = \frac{z!}{k_1! k_2! \dots k_r! (z-k)!} P_1^{k_1} \cdot P_2^{k_2} \dots P_r^{k_r} \cdot P_{r+1}^{(z-k)}$$

mit

$$k_1 + k_2 + \dots + k_r = k \leq z$$

Im hier betrachteten Fall ist für $i=1,2,\dots,r$ die Wahrscheinlich-

keit P_i jeweils gleich groß, so daß sich obiger Ausdruck vereinfacht zu

$$P_B(k_1, k_2, \dots, k_r) = \frac{z!}{k_1! k_2! \dots k_r! (z-k)!} \cdot \left(\frac{A_z}{r}\right)^k (1-A_z)^{z-k}$$

mit

$$k_1 + k_2 + \dots + k_r = k \leq z$$

Kollisionsanzahl $l(k_1, k_2, \dots, k_r)$

Nach Voraussetzung gehen bei $k_i \geq 2$ alle k_i Zugriffsvorgänge auf den Abnehmer i zu Verlust. Die Kollisionsanzahl beim Belegungsmuster (k_1, k_2, \dots, k_r) der r Abnehmer ist also

$$l(k_1, k_2, \dots, k_r) = \sum_{i=1}^r f(k_i)$$

mit

$$f(k_i) = \begin{cases} 0 & k_i < 2 \\ k_i & k_i \geq 2 \end{cases}$$

Mittlere Kollisionsanzahl \bar{l}

Die mittlere Anzahl der Kollisionen während einem beliebigen Rasterzeitelement der Dauer T_z ist somit

$$\bar{l} = \sum_{k_1=0}^z \sum_{k_2=0}^z \dots \sum_{k_r=0}^z (P_B(k_1, k_2, \dots, k_r) \cdot \sum_{j=1}^r f(k_j))$$

$(k_1 + k_2 + \dots + k_r \leq z)$

Dabei ist es wesentlich, daß bei der Summation die Nebenbedingung

$$k_1 + k_2 + \dots + k_r = k \leq z$$

beachtet wird, da die Zufallswerte k_1 bis k_r nicht voneinander unabhängig, sondern voneinander abhängig sind.

Die für \bar{l} angegebene Summenformel läßt sich durch Vertauschen der Summationsreihenfolge in r Summanden \bar{l}_j aufspalten:

$$\bar{1} = \sum_{j=1}^r \left\{ \sum_{k_1=0}^z \sum_{k_2=0}^z \dots \sum_{k_r=0}^z f(k_j) \cdot P_B(k_1, k_2, \dots, k_r) \right\} = \sum_{j=1}^r \bar{1}_j$$

$$(k_1 + k_2 + \dots + k_r \leq z)$$

Jeder Summand läßt sich durch Vertauschen der Summationsreihenfolge in die Form

$$\bar{1}_j = \sum_{k_j=0}^z \left\{ f(k_j) \cdot \sum_{k_1=0}^z \dots \sum_{k_{j-1}=0}^z \sum_{k_{j+1}=0}^z \dots \sum_{k_r=0}^z P_B(k_1, k_2, \dots, k_j, \dots, k_r) \right\}$$

$$(k_1 + k_2 + \dots + k_r \leq z)$$

bringen. Die innere (r-1)-fache Summe ist hierbei gleich der Randverteilung der Zufallswerte k_j , diese wird nachfolgend mit $P_B(k_j)$ bezeichnet, so daß man schreiben kann

$$\bar{1}_j = \sum_{k_j=0}^z f(k_j) P_B(k_j)$$

oder unter Berücksichtigung der Eigenschaften von $f(k_j)$

$$\bar{1}_j = \sum_{k_j=0}^z k_j \cdot P_B(k_j) - P_B(k_j=1) = \bar{k}_j - P_B(k_j=1)$$

Die Randverteilung der Zufallswerte k_j einer r-dimensionalen, polynomialverteilten Zufallsgröße ist aber durch folgende Binomialverteilung gegeben:

$$P_B(k_j) = \binom{z}{k_j} \cdot P_j^{k_j} (1-P_j)^{z-k_j} \quad k_j = 0, 1, \dots, z$$

Hier ist $P_j = A_Z/r$, so daß sich ergibt:

$$P_B(k_j) = \binom{z}{k_j} \cdot \left(\frac{A_Z}{r}\right)^{k_j} \left(1 - \frac{A_Z}{r}\right)^{z-k_j} \quad k_j = 0, 1, \dots, z$$

Deshalb ist

$$P_B(k_j=1) = z \cdot \frac{A_Z}{r} \left(1 - \frac{A_Z}{r}\right)^{z-1}$$

und der Mittelwert \bar{k}_j ist

$$\bar{k}_j = z \cdot \frac{A_Z}{r}$$

Für $\bar{1}_j$ ergibt sich also durch Einsetzen

$$\bar{I}_j = z \cdot \frac{A_Z}{r} - z \cdot \frac{A_Z}{r} \left(1 - \frac{A_Z}{r}\right)^{z-1}$$

Dieser Wert ist unabhängig von $j = 1, 2, \dots, r$. Summation über alle $j = 1, 2, \dots, r$ ergibt deshalb

$$\bar{I} = z \cdot A_Z \left[1 - \left(1 - \frac{A_Z}{r}\right)^{z-1}\right]$$

oder unter Verwendung von $A_{ZG} = z \cdot A_Z$ als Gesamtangebot aller z Zugriffspunkte an alle r Abnehmer (mit $A_{ZG} < z$):

$$\bar{I} = A_{ZG} \left[1 - \left(1 - \frac{A_{ZG}}{z \cdot r}\right)^{z-1}\right]$$

Kollisionsverlust BK

Bei bekanntem \bar{I} kann der Kollisionsverlust $BK = \bar{I}/A_{ZG}$ berechnet werden. Einsetzen von \bar{I} ergibt schließlich als wichtiges Ergebnis dieses Abschnitts (mit $A_{ZG} < z$):

$$BK = 1 - \left(1 - \frac{A_{ZG}}{z \cdot r}\right)^{z-1}$$

Dieses Ergebnis ist einleuchtend, da bei gleichwahrscheinlicher Abnehmerauswahl in jedem Zugriffspunkt auf jeden der r Abnehmer das Angebot A_{ZG}/r wirkt. Mit dem Ergebnis für BK bei einem freien Abnehmer (Abschnitt 5.3) ergibt sich für jeden der Abnehmer (und somit für das Gesamtsystem) die oben angegebene Verlustwahrscheinlichkeit BK . Umgekehrt folgt für $r=1$ aus der oben angegebenen Formel das bereits abgeleitete Ergebnis für den Fall eines einzigen Abnehmers.

5.4.3 Grenzwerte und Näherungen für den Kollisionsverlust

Grenzwert von BK für große z -Werte

Durch eine zu Abschnitt 5.3.4 vollkommen analoge Ableitung erhält man, daß der Kollisionsverlust mit steigendem z zunimmt und für z gegen unendlich gegen den Grenzwert

$$BK_{MAX} = 1 - e^{-\frac{A_{ZG}}{r}}$$

geht. Für kleine Werte von A_{ZG} - wie sie bei der vorliegenden Anwendung vorliegen - ergibt sich die Näherungsformel

$$BK_{MAX} \approx \frac{A_{ZG}}{r}$$

Näherung für BK bei kleinen A_{ZG} -Werten

Durch eine zu Abschnitt 5.3.4 vollkommen analoge Ableitung ergibt sich aus der allgemeinen Beziehung für BK in Abhängigkeit von A_{ZG} , z und r folgende Näherungsformel im Fall kleiner A_{ZG} -Werte:

$$BK \approx \frac{z-1}{z} \cdot \frac{A_{ZG}}{r}$$

Für große Werte von z ist auch hieraus ersichtlich:

$$BK_{MAX} \approx \frac{A_{ZG}}{r}$$

Somit gilt für kleine A_{ZG} -Werte:

$$BK(r) = \frac{BK(r=1)}{r}$$

Der Kollisionsverlust bei r Abnehmern ist also für kleine A_{ZG} -Werte genau der r -te Teil des Kollisionsverlusts, der sich bei einem einzigen Abnehmer ergibt.

5.4.4 Numerische Auswertung

In Bild 5.10 ist der Maximalwert BK_{MAX} - also BK für sehr große Zugriffspunkt-Anzahlen z - in Abhängigkeit vom Gesamtangebot A_{ZG} an alle r Abnehmer für verschiedene Abnehmer-Anzahlen r dargestellt. Der Funktionsverlauf für $r=1$ stimmt mit dem Funktionsverlauf aus Bild 5.7 für $z=\infty$ überein. Für $r > 1$ Abnehmer verringert sich der Kollisionsverlust bei kleinen A_{ZG} -Werten genau auf den r -ten Teil, bei größeren A_{ZG} -Werten näherungsweise auf den r -ten Teil. Der genaue Funktionsverlauf für $r > 1$ ist jeweils ausgezogen, die Näherungsfunktion für kleine A_{ZG} -Werte

$$BK(A_{ZG}, z, r) \approx \frac{z-1}{z} \cdot \frac{A_{ZG}}{r}$$

ist im Bereich $A_{ZG} < 0,2$ Erl gestrichelt dargestellt. Für kleine

Werte $A_{ZG} < 0.10$ Erl sind die Unterschiede vernachlässigbar.

Zusätzlich sind in Bild 5.10 strichpunktiert die Funktionen $BK(r=1)/r$ eingetragen. Hierauf wird nachfolgend eingegangen.

5.4.5 Anschauliche Erklärung des Ergebnisses

Bei kleinen Werten des Gesamtangebots A_{ZG} durch alle z Zugriffspunkte an die r vorhandenen Abnehmer kann man in erster Näherung davon ausgehen, daß zu jedem der Rasterzeitpunkte t_m durch die z Zugriffspunkte entweder genau 0 oder 1 oder 2 Zugriffsvorgänge vorgenommen werden. Die Wahrscheinlichkeit für mehr als 2 Zugriffsvorgänge ist bei kleinem A_{ZG} vernachlässigbar klein, beispielsweise etwa $1,1 \cdot 10^{-4}$ bei $A_{ZG} = 0.10$ Erl und $z = 10$.

Wird nur 0 oder 1 Zugriffsvorgang vorgenommen, kann sich keine Kollision ergeben. Zwei zum selben Rasterzeitpunkt t_m eingeleitete Zugriffsvorgänge führen dagegen bei nur einem vorhandenen Abnehmer ($r=1$) sicher zu einer zweifachen Kollision. Sind jedoch insgesamt r Abnehmer vorhanden, dann führen zwei zum selben Rasterzeitpunkt eingeleitete Zugriffsvorgänge nur dann zu einer zweifachen Kollision, wenn sie zufällig von den beiden beteiligten Zugriffspunkten auf denselben Abnehmer j ($j=1,2,\dots,r$) gerichtet werden. Da erster und zweiter beteiligter Zugriffspunkt einen bestimmten Abnehmer j_1 jeweils mit der Wahrscheinlichkeit $1/r$ auswählen, wird auf diesem Abnehmer j_1 die zweifache Kollision nur mit der Wahrscheinlichkeit $(1/r)^2$ stattfinden. Die Wahrscheinlichkeit, daß die zweifache Kollision auf einem beliebigen der r vorhandenen Abnehmer stattfindet, ist (da sich die entsprechenden r Ereignisse paarweise ausschließen) somit $r \cdot (1/r^2) = 1/r$. Gegenüber dem Fall $r=1$ wird sich die Kollisionsrate bzw. der Kollisionsverlust bei insgesamt r Abnehmern also auf den r -ten Teil verringern, da andere Belegungsmuster keine Kollisionen beinhalten.

Für größere A_{ZG} -Werte ist aus Bild 5.10 ersichtlich, daß der Kollisionsverlust BK beim Vorhandensein von r Abnehmern etwas größer ist als der r -te Teil des Kollisionsverlusts beim Vorhandensein eines einzigen Abnehmers. Dies ist durch die Fälle

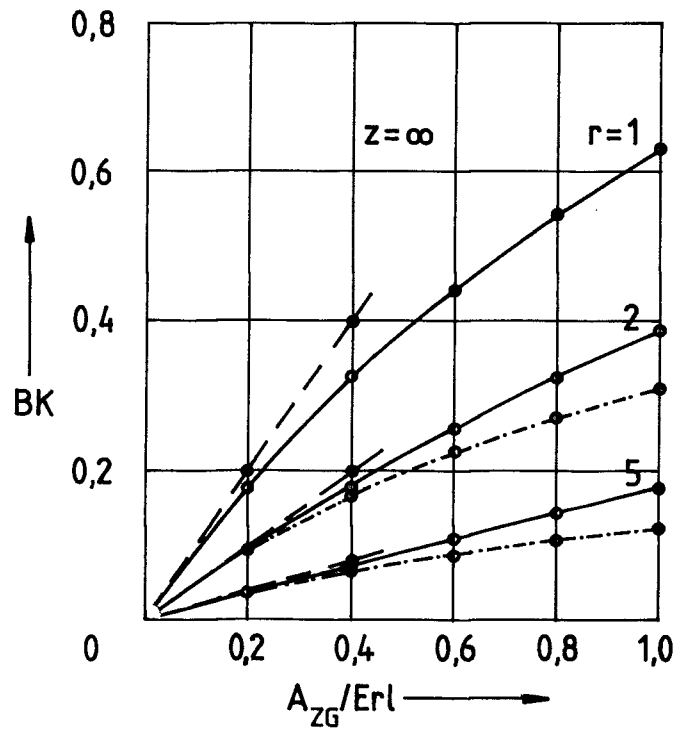


Bild 5.10: Kollisionsverlust BK beim Vielfachzugriff von unendlich vielen Zugriffspunkten auf r freie Abnehmer in Abhängigkeit vom Gesamtangebot A_{ZG} . Näherungsfunktion für kleine A_{ZG} -Werte strichliert; Näherungsfunktion $BK(r=1)/r$ strichpunktliert;

Z_1	Z_2	Z_3	P	l
A1	A1	A1	1/8	3
A1	A1	A2	1/8	2
A1	A2	A1	1/8	2
A1	A2	A2	1/8	2
A2	A1	A1	1/8	2
A2	A1	A2	1/8	2
A2	A2	A1	1/8	2
A2	A2	A2	1/8	3

Bild 5.11: Belegungsmuster mit zugehöriger bedingter Wahrscheinlichkeit P und Kollisionsanzahl l bei 3 Zugriffsvorgängen Z_1, Z_2, Z_3 auf 2 Abnehmer A_1, A_2 ;

bedingt, bei denen durch die z Zugriffspunkte zum gleichen Zeitrasterpunkt t_m mehr als 2 Zugriffsvorgänge (maximal z) auftreten. Dies soll ähnlich wie vorher an einem Beispiel erklärt werden. Dazu wird vorausgesetzt, daß zu einem Zeitrasterpunkt genau 3 Zugriffsvorgänge auftreten.

Ist nur ein Abnehmer vorhanden, so führt dies mit der Wahrscheinlichkeit 1 zu einer 3-fachen Kollision. Der Beitrag zum (bedingten) Erwartungswert der Kollisionsanzahl 1 ist deshalb 3.

Sind genau 2 Abnehmer vorhanden, so können sich die in Bild 5.11 angegebenen 8 Belegungsmuster ergeben. Jedes dieser Belegungsmuster ist nach Voraussetzung gleichwahrscheinlich und tritt mit der (bedingten) Wahrscheinlichkeit $1/8$ auf. Zwei der Belegungsmuster ergeben eine 3-fache, sechs der Belegungsmuster ergeben eine 2-fache Kollision. Der Beitrag zum (bedingten) Erwartungswert der Kollisionsanzahl 1 ist also

$$\frac{1}{8} (2 \cdot 3 + 6 \cdot 2) = 2 \frac{1}{4}$$

und somit größer als $3/2$, der durch 2 dividierten Kollisionsanzahl für den Fall eines Abnehmers.

Die für größere A_{ZG} -Werte ($A_{ZG} > 0.10 \text{ Erl}$) gültige Relation

$$BK(r) > \frac{BK(r=1)}{r}$$

ist also durch die dann häufiger auftretenden mehrfachen (≥ 3) Zugriffsvorgänge bedingt.

5.4.6 Zusammenfassung

In diesem Abschnitt wurde der Fall betrachtet, daß z unabhängig voneinander arbeitende Zugriffspunkte im Zeitraster T_z auf einen zufällig ausgewählten von insgesamt r freien Abnehmern zugreifen können. Wenn $k \geq 2$ Zugriffspunkte gleichzeitig auf einen Abnehmer zugreifen, so wird dies als k -fache Kollision auf diesem Abnehmer gewertet. Alle an einer Kollision beteiligten Rufe

gehen zu Verlust. Bei einem Gesamtangebot $A_{ZG} = z \cdot A_Z$ durch alle z Zugriffspunkte an alle r Abnehmer ergibt sich der Kollisionsverlust BK (mit $A_{ZG} < z$) zu:

$$BK = 1 - \left(1 - \frac{A_{ZG}}{z \cdot r}\right)^{z-1}$$

Für $r=1$ erhält man hieraus die im vorigen Abschnitt hergeleitete Lösung für den Fall eines einzigen Abnehmers. Für $A_{ZG} \ll 1$ können entsprechende Näherungsformeln wie dort hergeleitet werden:

$$BK = \frac{z-1}{z} BK_{MAX}$$

$$BK_{MAX} = \frac{A_{ZG}}{r}$$

Es ergibt sich, daß der Kollisionsverlust BK bei Vorhandensein von r Abnehmern - falls $A_{ZG} \ll 1$ erfüllt ist - gleich dem r -ten Teil des Kollisionsverlusts bei einem einzigen Abnehmer ist. Bei größeren A_{ZG} -Werten ist der Kollisionsverlust bei Vorhandensein von r freien Abnehmern etwas größer als der r -te Teil des Kollisionsverlusts bei nur einem Abnehmer.

5.5 Kollisionsverlust beim Vielfachzugriff auf freie Abnehmer eines belasteten Abnehmerbündels

5.5.1 Beschreibung

Die Ergebnisse der bisherigen Berechnungen ermöglichen die Lösung des folgenden Problems:

Genau z unabhängig voneinander arbeitende Zugriffspunkte - jeder Zugriffspunkt beaufschlagt mit einem Poisson'schen Fordeungsstrom der Intensität λ - können im Zeitraster T_Z auf die freien von insgesamt N Abnehmern zugreifen. Bei jedem Zugriffsvorgang wird der zu benutzende Abnehmer gleichwahrscheinlich unter den momentan freien Abnehmern ausgewählt. Der Zugriffsvorgang dauert genau T_Z Zeiteinheiten.

War der Zugriffsvorgang "erfolgreich", dann folgt unmittelbar auf den Zugriffsvorgang eine "Nutzbelegung". Deren Dauer ist negativ exponentiell verteilt - wie dies bei Fernspreverbindun-

gen mit guter Näherung der Fall ist - mit dem Mittelwert T_N .

War der Zugriffsvorgang nicht erfolgreich (weil auf den Abnehmern gleichzeitig $k \geq 2$ Zugriffsvorgänge gerichtet waren), so wird der Zugriffsvorgang sofort abgebrochen. Der beanspruchte Abnehmer ist damit zum Ende der entsprechenden Zeitrasterperiode bereits wieder als frei erkennbar und steht somit zu Beginn der folgenden Zeitrasterperiode wieder als freier Abnehmer zur Verfügung. Alle an einer Kollision beteiligten Zugriffsvorgänge und damit die sie initiiierenden Verbindungswünsche gehen "wegen Kollision zu Verlust".

Wenn in einem Zugriffspunkt Zugriffsvorgänge zur Abarbeitung anstehen, jedoch alle vorhandenen N Abnehmer belegt sind, so gehen diese Zugriffsvorgänge und damit die sie initiiierenden Verbindungswünsche "wegen Abnehmermangel zu Verlust".

Es gibt hier also zwei sich gegenseitig ausschließende Verlustursachen, nämlich entweder

- (1) Kollision oder
- (2) Abnehmermangel.

Die zugehörigen Verlustwahrscheinlichkeiten werden nachfolgend berechnet.

Wesentlich für die Lösung dieses Falls ist die Relation zwischen der Dauer T_Z eines Zugriffsvorgangs und der (mittleren) Dauer T_N der (meistens) nachfolgenden Nutzbelegung. Während die Zeitrasterdauer T_Z im ms-Bereich liegt, beträgt die mittlere Dauer der Nutzbelegung für Fernsprech-(Orts-)Verbindungen etwa 120 s. Der Unterschied beträgt also rund 5 Zehnerpotenzen. Die resultierende Belegungsdauer bei einem "erfolgreichen" Zugriff ist also fast ausschließlich durch die Nutzbelegungsdauer gegeben und somit negativ exponentiell verteilt. Fast ausschließlich die Nutzbelegungen erzeugen die resultierende Belastung des Abnehmerbündels. Der mittlere Abstand einfallender Forderungen ist in den betrachteten Anwendungsfällen groß gegenüber der Zeitrasterdauer T_Z . Deshalb treten Kollisionen nur selten auf. Die Einfallrate der durch alle z Zugriffspunkte verursachten Belegungswünsche unterscheidet sich daher fast nicht von der Summe der Rufeinfallraten in den z Zugriffspunkten.

Somit sind bezüglich der Verkehrsbelastung der N Abnehmer näherungsweise die Voraussetzungen

- (1) Poisson'scher Forderungsstrom,
- (2) negativ exponentiell verteilte Bediendauer,
- (3) N Abnehmer,
- (4) Verlustprinzip

des Bedienungssystems M/M/N/O - dem Erlang'schen Verlustmodell /5.6/ - erfüllt. Die zugehörige Wahrscheinlichkeitsfunktion für die Anzahl der belegten Abnehmer ist bekannt. Damit kann - unter Verwendung der bereits hergeleiteten Ergebnisse - die resultierende mittlere Kollisionsrate und die daraus folgende Verlustwahrscheinlichkeit BK wegen Kollision berechnet werden.

5.5.2 Berechnung des Kollisionsverlustes

Voraussetzungen

Nachfolgend sind nur die gegenüber Abschnitt 5.3.2 geänderten (3.1, 3.2, 5) sowie die zusätzlichen Voraussetzungen (8, 9, 10) angeführt:

- (3.1) Es gibt genau N Abnehmer.
- (3.2) Bei jedem Zugriffsvorgang wird vom jeweiligen Zugriffspunkt der zu benutzende Abnehmer gleichwahrscheinlich unter den momentan freien Abnehmern ausgewählt.
- (5) Jeder Zugriffsvorgang belegt einen Abnehmer genau T_Z Zeiteinheiten.
- (8) Auf einen Zugriffsvorgang ohne Kollision folgt unmittelbar eine Nutzbelegung.
- (9) Die Dauer einer Nutzbelegung ist negativ exponentiell verteilt mit dem Mittelwert T_N .
- (10) Ist bei Abarbeitung eines Zugriffsvorgangs kein Abnehmer frei, so geht der entsprechende Verbindungswunsch "wegen Abnehmermangel zu Verlust".

Kollisionsverlust BK_j

Bei genau j belegten Abnehmern ($j=0,1,\dots,N-1$) sind genau (N-j) Abnehmer frei. Der Kollisionsverlust bei einer gegebenen Anzahl von freien Abnehmern ist aber aus Abschnitt 5.4 bekannt. Da das Angebot A_Z an Zugriffsvorgängen sehr klein ist, können die dort

angegebenen Näherungsformeln verwendet werden:

$$BK_j = \frac{z-1}{z} \cdot \frac{AZG}{N-j}; \quad j=0,1,\dots N-1;$$

Kollisionsverlust BK

Bei genau j belegten Abnehmern ergibt sich die bedingte Kollisionsrate

$$\lambda_{K|j} = \lambda_G \cdot BK_j; \quad j=0,1,\dots N-1;$$

Die mittlere Kollisionsrate λ_K ergibt sich daraus als Erwartungswert unter Berücksichtigung aller Belegungszustände j, in denen Kollisionen auftreten können:

$$\lambda_K = \sum_{j=0}^{N-1} \lambda_{K|j} \cdot P_j = \lambda_G \sum_{j=0}^{N-1} BK_j \cdot P_j$$

Somit ist die Verlustwahrscheinlichkeit BK wegen Kollision (der sog. Kollisionsverlust):

$$BK = \frac{\lambda_K}{\lambda_G} = \sum_{j=0}^{N-1} BK_j \cdot P_j$$

Einsetzen von BK_j (siehe oben) unter Verwendung von

$$A_{ZG} = \lambda_G \cdot T_Z = \lambda_G \cdot T_N \cdot \frac{T_Z}{T_N} = A_{NG} \cdot \frac{T_Z}{T_N}$$

ergibt schließlich für den Kollisionsverlust

$$BK = \frac{T_Z}{T_N} \cdot A_{NG} \cdot \frac{z-1}{z} \cdot \sum_{j=0}^{N-1} \frac{P_j}{N-j}$$

Für sehr große z folgt daraus

$$BK_{MAX} = \frac{T_Z}{T_N} \cdot A_{NG} \cdot \sum_{j=0}^{N-1} \frac{P_j}{N-j}$$

Die beiden letztgenannten Beziehungen sind das wesentliche Ergebnis dieses Abschnitts. Zu ihrer numerischen Auswertung ist die Kenntnis der Wahrscheinlichkeitsfunktion P_j erforderlich. Hierauf wird in Abschnitt 5.5.3 eingegangen.

Verlustwahrscheinlichkeit BA wegen Abnehmersmangel

Wenn alle N Abnehmer belegt sind, gehen alle zur Bearbeitung anstehenden Zugriffsvorgänge und damit die zugehörigen Verbindungs Wünsche wegen Abnehmersmangel zu Verlust. Die bedingte Verlustrate im Zustand N ist also

$$\lambda_{V/N} = \lambda_G$$

Bei allen anderen Belegungszuständen treten keine Verluste wegen Abnehmersmangel auf. Mit der mittleren Verlustrate

$$\lambda_V = \lambda_{V/N} \cdot P_N = \lambda_G \cdot P_N$$

ergibt sich somit die Verlustwahrscheinlichkeit BA wegen Abnehmersmangel zu

$$BA = \frac{\lambda_V}{\lambda_G} = P_N$$

Gesamtverlust BG

"Kollisionen" und "Abnehmersmangel" sind disjunkte Ereignisse. Der resultierende Gesamtverlust ergibt sich deshalb als Summe der einzelnen Verlustwahrscheinlichkeiten

$$BG = BK + BA$$

5.5.3 Wahrscheinlichkeitsfunktion für die Anzahl der belegten Abnehmer

Zur Berechnung der Verlustwahrscheinlichkeiten nach Abschnitt 5.5.2 ist die Kenntnis der Wahrscheinlichkeitsfunktion P_j für genau j belegte Abnehmer ($j=0,1,\dots,N$) erforderlich.

Näherung 1

Bei jedem Belegungszustand $j=0,1,\dots,N-1$ ist der Kollisionsverlust BK_j nach Abschnitt 5.5.2 sehr klein gegen 1. Zugriffsvorgänge gehen also nur sehr selten wegen Kollision zu Verlust. Die mittlere Dauer T_N einer Nutzbelegung ist sehr groß gegenüber der Zeitrasterperiode T_Z . Die zeitliche Rasterung kann bei

der Betrachtung der Nutzbelegungen daher vernachlässigt werden. Zur Berechnung der Wahrscheinlichkeiten wird deshalb der real existierende zeitgerasterte Zufallsvorgang (bei dem Häufungen von "Zugriffsvorgängen" und daher Kollisionen sich ergeben können) näherungsweise durch folgenden "Geburts- und Tod-Prozess" / 5.5, 5.6, 5.7/ ersetzt (Bild 5.12):

- (1) In jedem Belegungszustand $j=0,1,\dots,N$ ist die Ankunftsrate für Belegungswünsche konstant gleich λ_G (Poisson'scher Forsterungsstrom).
- (2) In den Belegungszuständen $j=0,1,\dots,N-1$ geht ein einfallender Belegungswunsch mit der bedingten Wahrscheinlichkeit BK_j "wegen Kollision zu Verlust".
- (3) Im Belegungszustand N gehen alle einfallenden Belegungswünsche "wegen Abnehmermangel zu Verlust".
- (4) In jedem Belegungszustand $j=1,2,\dots,N$ ist die Belegungs-ende-Rate (da jede Belegungsdauer negativ exponentiell verteilt ist) proportional zur Anzahl der bestehenden Belegungen.

In Bild 5.12 ist das Zustandsdiagramm mit den Übergangs- und Verlustraten dieses ersatzweise eingeführten Geburts- und Tod-Prozesses (siehe hierzu auch Abschnitt 6) angegeben.

Lösung

Die Zustandswahrscheinlichkeiten des ersatzweise eingeführten "Geburts- und Tod-Prozesses" können exakt berechnet werden. Die $(N+1)$ Wahrscheinlichkeiten P_j (mit $j=0,1,\dots,N$) lassen sich aus den N "Gleichgewichtsbedingungen"

$$P_j \lambda_G (1 - BK_j) = P_{j+1} (j+1) \mu; \quad j=0,1,\dots,N-1;$$

und der "Normierungsbedingung"

$$\sum_{j=0}^N P_j = 1$$

als $(N+1)$ -ter Gleichung eindeutig bestimmen. Dabei sind die Ankunftsrate λ_G und die Belegungs-ende-Rate μ pro bestehender Belegung gegeben durch

$$\lambda_G = A_{NG}/T_N; \quad \mu = 1/T_N;$$

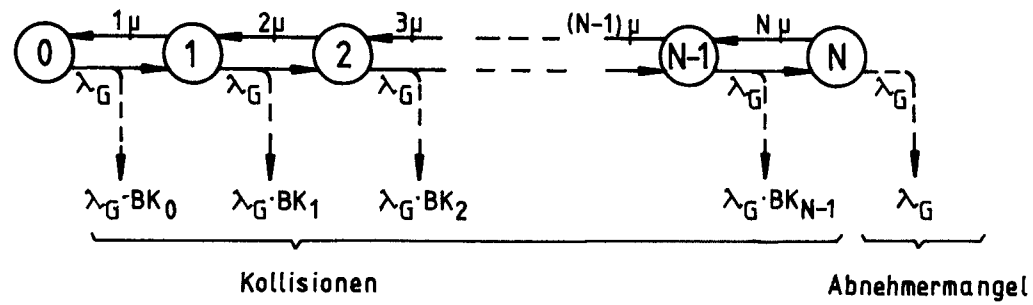


Bild 5.12: Zustandsdiagramm des ersatzweise eingeführten Geburts- und Tod-Prozesses
 λ Rufeinfallrate durch alle Zugriffspunkte; μ Belegungsenderate je Belegung;
 BK_j^G Kollisionsverlust bei j belegten Abnehmern;

Durch Einsetzen in die obigen "Gleichgewichtsbedingungen" folgt die Rekursionsformel

$$P_{j+1} = \frac{ANG}{j+1} \cdot (1-BK_j) \cdot P_j; \quad j=0,1,\dots, N-1;$$

Durchrechnen der Rekursionsformel ergibt als allgemeine Lösung

$$P_j = \frac{ANG^j}{j!} \cdot P_0 \cdot \prod_{k=0}^{j-1} (1-BK_k); \quad j=1,2,\dots, N$$

Die darin noch unbekannte Wahrscheinlichkeit P_0 kann mit der Normierungsbedingung bestimmt werden.

Somit ist die exakte Lösung der Zustandswahrscheinlichkeiten des "Ersatzprozesses" möglich. Bei den hier vorliegenden Größenordnungen kann jedoch die Berechnung der Zustandswahrscheinlichkeiten durch die Anwendung der nachfolgend beschriebenen Näherung (2) noch vereinfacht werden.

Näherung 2

In jedem der Belegungszustände $j=0,1,\dots, N-1$ ist der Kollisionsverlust BK_j sehr klein gegen 1:

$$BK_j \ll 1; \quad j=0,1,\dots, N-1;$$

Daher gilt für beliebige j stets $(1-BK_j) \approx 1$.

Für das "Produktglied" in der oben angegebenen Rekursionsformel für die Zustandswahrscheinlichkeiten kann daher näherungsweise für beliebige j der Wert 1 eingesetzt werden:

$$\prod_{k=0}^{j-1} (1-BK_k) \approx 1; \quad j=1,2,\dots, N.$$

Wahrscheinlichkeitsfunktion P_j

Bei Anwendung der Näherung 2 vereinfachen sich die Bestimmungsgleichungen für die Wahrscheinlichkeiten P_j auf

$$P_j = \frac{ANG^j}{j!} \cdot P_0; \quad j=1,2,\dots, N; \quad \sum_{j=0}^N P_j = 1$$

Dies sind genau die Bestimmungsgleichungen für die Zustandswahrscheinlichkeiten beim klassischen "Erlang'schen Verlustsystem" M/M/N/O. Deren explizite Lösung ist

$$P_j = \frac{\frac{A_{NG}^j}{j!}}{\sum_{k=0}^N \frac{A_{NG}^k}{k!}} ; \quad j=0,1,\dots,N;$$

Mit den jetzt bekannten Zustandswahrscheinlichkeiten ist die Auswertung der in Abschnitt 5.5.2 letztgenannten Beziehungen für den Kollisionsverlust BK in Abhängigkeit von den Einflußgrößen A_{NG} , N , z und T_Z/T_N möglich.

5.5.4 Numerische Auswertung

In Bild 5.13 ist der Kollisionsverlust BK beim Vielfachzugriff auf freie Abnehmer in Abhängigkeit vom Gesamtangebot A_{NG} angegeben. Parameter ist die Anzahl z der Zugriffspunkte. Als Belegungsauern wurden die bereits in Abschnitt 5.5.1 angegebenen Werte $T_N = 120$ s und $T_Z = 4$ ms verwendet. Die Abnehmeranzahl N wurde jeweils so bemessen, daß die Verlustwahrscheinlichkeit BA "wegen Abnehmermangel" den Planungswert $BA=1\%$ gerade noch nicht überschreitet.

Es zeigt sich, daß der Kollisionsverlust BK beim Vielfachzugriff auf freie Abnehmer bei einem Gesamtangebot $A_{NG} \leq 50$ Erl mit $BK \leq 0.02\%$ extrem klein ist. In Fernsprechnetzen dieser Größenordnung kann daher der Kollisionsverlust BK gegenüber dem Planungsverlust BA vernachlässigt werden.

In Daten-Durchschaltenetzen ist die mittlere Belegungsauer der "Nutzbelegungen" sehr viel kleiner als in Fernsprechnetzen. Beim Dialogbetrieb zwischen Datenendgeräten und zentralen Rechenanlagen beträgt sie (bei Benutzung von 64 kbit/s-Kanälen) nur einige 100 ms und ist damit um mehr als den Faktor 100 kleiner als oben für Fernsprechen angenommen. Die bei der allgemeinen Lösung verwendete Voraussetzung $T_N \gg T_Z$ ist auch hier noch erfüllt (Unterschied rund Faktor 100). Wegen der 100-fach kleineren

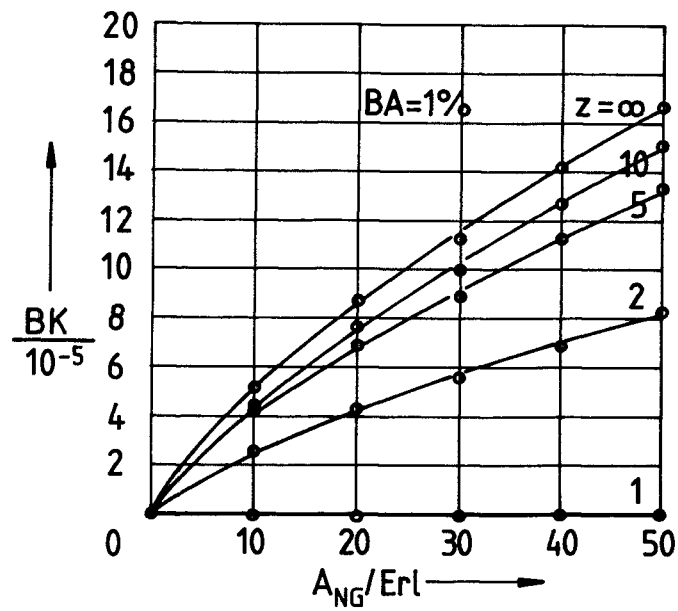


Bild 5.13: Kollisionsverlust BK beim Vielfachzugriff aus z Zugriffspunkten auf zufällig ausgewählte freie Abnehmer eines mit dem Gesamtangebot A_{NG} beaufschlagten Abnehmerbündels

Parameter: Zugriffspunktzahl z ;
 Planungsverlustwahrscheinlichkeit $BA=1\%$;
 Mittlere Nutzbelegungsdauer $T_N=120$ s;
 Zeitrasterdauer $T_Z=4$ ms;

ren Nutzbelegungs-Dauer wird der Kollisionsverlust bei gleichem Angebot um den Faktor 100 größer sein als in Bild 5.13 angegeben. Er erreicht dann die Größenordnung der Planungs-Verlustwahrscheinlichkeit BA wegen Abnehmermangel. In einem solchen Fall ist es erforderlich, die Abnehmeranzahl N nach dem Gesamtverlust BG= BK+BA zu bemessen.

Wenn die Abnehmeranzahl N nach einer höheren Planungs-Verlustwahrscheinlichkeit BA wegen Abnehmermangel bemessen wird, dann wird die mittlere Anzahl (N-y) der freien Abnehmer absinken. Dem entsprechend wird der Kollisionsverlust zunehmen. Die entgegengesetzte Wirkung ist bei einer Bemessung der Abnehmeranzahl N nach einer kleineren Planungs-Verlustwahrscheinlichkeit BA zu erwarten. Dieser Zusammenhang ist (für $z = \infty$) in Bild 5.14 dargestellt.

5.5.5 Zusammenfassung

Ergebnis

In diesem Abschnitt wurde der Fall betrachtet, daß z unabhängig voneinander arbeitende Zugriffspunkte im Zeitraster T_Z auf zufällig ausgewählte freie Abnehmer eines Bündels von N Abnehmern zugreifen können. An jeden "erfolgreichen" Zugriffsvorgang schließt sich unmittelbar eine Nutzbelegung der (mittleren) Dauer T_N an. Falls $k \geq 2$ Zugriffspunkte gleichzeitig auf einen der Abnehmer zugreifen, dann wird dies als k-fache Kollision gewertet und die entsprechenden Verbindungswünsche gehen alle "wegen Kollision zu Verlust". Beim Gesamtangebot A_{NG} durch alle z Zugriffspunkte ergibt sich der Kollisionsverlust BK zu:

$$BK = \frac{T_Z}{T_N} \cdot A_{NG} \cdot \frac{z-1}{z} \cdot \sum_{j=0}^{N-1} \frac{P_j}{N-j};$$

Die Wahrscheinlichkeiten P_j sind dabei (näherungsweise) durch die Erlang-Formel gegeben:

$$P_j = \frac{A_{NG}^j}{j!} \bigg/ \sum_{k=0}^N \frac{A_{NG}^k}{k!};$$

Die numerische Auswertung zeigt, daß wegen $T_Z \ll T_N$ der Kollisionsverlust BK bei Fernsprechnetzen gegenüber der Verlustwahrscheinlichkeit BA wegen Abnehmermangel vernachlässigt werden kann. Bei TDMA-Durchschaltenetzen für Datenverkehr ist die mittlere Belegungsdauer (meist) kürzer und somit der Kollisionsverlust entsprechend größer als bei Fernsprechnetzen. Die kleinen Werte des Kollisionsverlusts legen es nahe, die "Stationen" eines TDMA-

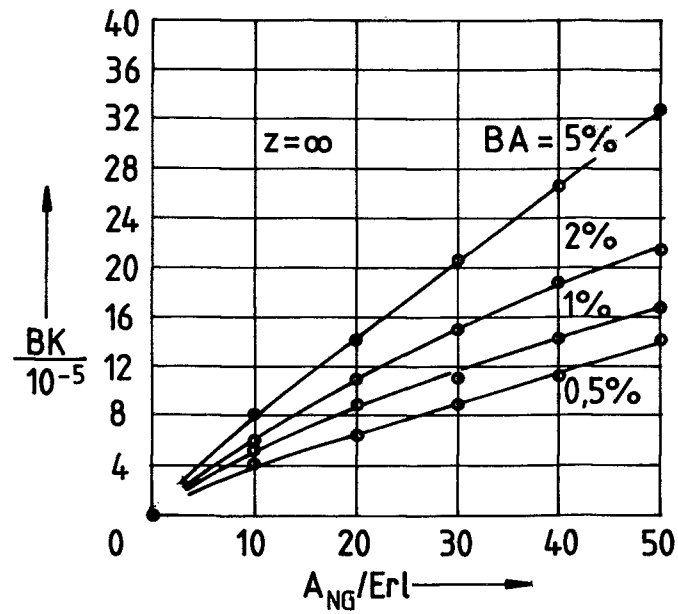


Bild 5.14: Kollisionsverlust BK beim Vielfachzugriff aus unendlich vielen Zugriffspunkten auf zufällig ausgewählte freie Abnehmer eines mit dem Gesamtangebot A_{NG} beaufschlagten Abnehmerbündels
 Parameter: Planungsverlustwahrscheinlichkeit BA;
 Mittlere Nutzbelegungsdauer $T_N = 120$ s;
 Zeitrasterdauer $T_Z = 4$ ms;

Durchschaltenetzes mit kanalgebundener Signalisierung sowohl für Fernsprech- als auch für Datenverkehr so auszulegen, daß bei Auftreten einer Kollision der Zugriffsvorgang nicht wiederholt wird und zum Teilnehmer die Belegtkennung ausgegeben wird. Die Teilnehmer bemerken - wegen der Seltenheit der Kollisionen - gegenüber einem Betrieb mit automatischer Wiederholung praktisch keinen Unterschied.

Schlußbemerkungen

(1) Als Zugriffsstrategie wurde hier vorausgesetzt, daß in jedem Zugriffspunkt der beim Zugriffsvorgang zu benutzende Abnehmer gleichwahrscheinlich unter den momentan freien Abnehmern ausgewählt wird. Für die ungünstigste Zugriffsstrategie - nämlich Voreinstellung aller Zugriffspunkte auf den ersten freien Abnehmer des durchnummerierten Abnehmerbündels - wäre in Abschnitt 5.5.2 (bei Verwendung der Näherungsformeln für $A_{ZG} \ll 1$)

$$BK_j = \frac{z-1}{z} \cdot \frac{A_{ZG}}{1}; \quad j = 0, 1, \dots, N-1;$$

zu setzen. Nach kurzer Umformung ergäbe sich der resultierende Kollisionsverlust BK für diese ungünstigste Zugriffsstrategie zu:

$$BK = \frac{z-1}{z} \cdot BK_{MAX}; \quad BK_{MAX} = A_{ZG} (1-BA);$$

(2) Hier wurde für kollidierende Zugriffsvorgänge das Verlustprinzip vorausgesetzt. Es ist zu beachten, daß dies nur bei solchen Signalisierverfahren zulässig ist, bei denen pro Durchschalteverbindung nur ein einziger Zugriffsvorgang erforderlich ist. Es sind für TDMA-Durchschaltenetze auch Signalisierverfahren mit zentralem Zeichenkanal denkbar, auf den bei jedem im Laufe einer Durchschalteverbindung anfallenden Signalisiervorgang zugegriffen wird. In solchen Fällen darf das Verlustprinzip für kollidierende Zugriffsvorgänge nicht angewendet werden, da ansonsten "hängende" Verbindungen die Folge sein könnten.

6 Bemessung von Vielfachzugriff-Durchschalte-Vermittlungssystemen bei Internverkehr

In Durchschalte-Vermittlungsnetzen mit Vielfachzugriff hat jeder Zugriffspunkt Zugriff auf alle Sprechkreise des Systems. Man spricht in diesem Fall von "voller Erreichbarkeit". Verkehrstheoretisch betrachtet ist dies der Idealfall, da dann ein gegebenes Verkehrsaufkommen mit der geringsten Sprechkreisanzahl bedient werden kann. Bei voller Erreichbarkeit und ausschließlich gehendem Externverkehr kann die erforderliche Sprechkreisanzahl bei endlich vielen Teilnehmern mit der klassischen Engset-Formel berechnet werden. Für den bei kleinen Nebenstellenanlagen interessierenden Fall des reinen Internverkehrs existierte kein entsprechendes Verkehrsmodell. Ausgehend von dieser Problematik wurde vom Verfasser das "Internverkehr-Modell" /6.1/ entwickelt und als Mitautor veröffentlicht /6.2/. Zunächst wird eine Einführung in die Problemstellung gegeben (Abschnitt 6.1). Dann erfolgt - in gekürzter Form gegenüber /6.1, 6.2/ - die Berechnung des Internverkehr-Modells (Abschnitt 6.2). Zusätzlich wird ausführlich auf die Eignung des für Internverkehr vorgeschlagenen Bemessungskriteriums eingegangen. In Abschnitt 6.3 wird ein Modell für die ungestörte Kommunikation zweier Teilnehmer mit unterschiedlichem Verhalten entwickelt. Die Lösung beinhaltet sowohl einen Sonderfall des Internverkehr-Modells als auch einen Sonderfall des Engset'schen Verlustsystems. Die Übereinstimmung für diese Sonderfälle wird nachgewiesen.

6.1 Problemstellung

Die Dimensionierung von Abnehmerbündeln bei der Planung von Vermittlungsnetzen durch die Fernmeldeverwaltungen erfolgt auch heute noch vorwiegend mittels Bemessungstabellen, z.B. /6.11/. Ausgehend von einem vorgegebenen "Angebot pro Teilnehmer" ermittelt man das gesamte Angebot A für bestimmte Abnehmerbündel. Damit kann bei vorgegebener Erreichbarkeit k die zu einer geforderten Abfertigungsgüte - bei Verlustsystemen die Verlustwahrscheinlichkeit - mindestens erforderliche Abnehmeranzahl N ermittelt werden. Für volle Erreichbarkeit ($k=N$, auch mit $k=\infty$ bezeichnet) sind die in den Tabellenwerken angegebenen Zahlenwerte für den Fall "endlich viele Verkehrsquellen" nach der Engset'schen Formel /6.8/, für den Fall "unendlich viele Verkehrsquellen" nach der "Erlang"

schen Formel" /6.9/ berechnet.

Beim Engset-Modell erzeugt jede freie Verkehrsquelle eine Rufeinfallrate α . Wenn kein Abnehmer belegt ist, ergibt sich bei insgesamt M Verkehrsquellen eine resultierende Rufeinfallrate $M \cdot \alpha$. Jeder einfallende Ruf führt - solange noch Abnehmer frei sind - zur Belegung eines Abnehmers. Die Rufeinfallrate nimmt dabei um α ab, die Belegungsrate nimmt proportional zur Anzahl der belegten Abnehmer zu. Rufe können nur dadurch zu Verlust gehen, daß alle Abnehmer belegt sind. Dieses hier grob beschriebene Verkehrsmodell stimmt beispielsweise dann gut mit der Wirklichkeit überein, wenn M Teilnehmer über ein Bündel von N Leitungen Verbindungen in eine bestimmte Richtung abwickeln, jedoch nicht untereinander telefonieren und auch nicht von anderen Teilnehmern angerufen werden.

Für den Fall $M \cdot \alpha = \text{const.} = \lambda$ und $M \rightarrow \infty$ ergibt sich daraus das Erlang-Modell. Die unendlich vielen Verkehrsquellen erzeugen eine konstante Rufeinfallrate λ unabhängig von der Anzahl der belegten Abnehmer. Aus der Engset-Formel erhält man durch einen entsprechenden Grenzübergang die Erlang-Formel. Verluste können auch hier nur dadurch auftreten, daß alle N vorhandenen Abnehmer belegt sind.

Im Realfall kann in einem Kommunikationsnetz jedoch jeder Teilnehmer Quelle oder/und Senke des Verkehrs sein. Die möglichen Kommunikationsbeziehungen einer zusammengehörigen Gruppe von M Teilnehmern (beispielsweise alle Teilnehmer einer Nebenstellenanlage) lassen sich in folgende Anteile zerlegen:

- (1) Internverkehr: Ein Teilnehmer ruft einen anderen Teilnehmer aus dieser Teilnehmergruppe.
- (2) Externverkehr gehend: Ein Teilnehmer ruft einen nicht zu dieser Gruppe gehörigen Teilnehmer.
- (3) Externverkehr kommend: Ein Teilnehmer wird von einem nicht zu dieser Gruppe gehörigen Teilnehmer gerufen.

Die exakte Bestimmung der zur Abwicklung der genannten Kommunikationsbeziehungen erforderlichen Sprechkreisanzahl ist dann sehr viel aufwendiger als in den Verkehrsmodellen nach Engset und Erlang. Während gehende Rufe i.a. nur wegen Abnehmermangel zu Verlust gehen können, ist dies für kommende Rufe und Internrufe auch dadurch möglich, daß der gerufene Teilnehmer bereits (entweder gehend oder kommend) belegt ist.

In /6.3, 6.4/ wurde ein Verkehrsmodell für Intern- und Externverkehr entwickelt, bei dem alle hemmenden Einflüsse berücksichtigt wurden, die bei zentralgesteuerten Vermittlungssystemen mit mehrstufigen Koppelnetzen auftreten können. Wegen einer anderen Zielsetzung läßt sich dieses Modell nicht auf den hier interessierenden Fall des reinen Internverkehrs in kleinen Systemen vereinfachen.

Der Fall des reinen Internverkehrs zwischen M Teilnehmern, bei dem das Problem der Teilnehmerbelegtfälle besonders deutlich in Erscheinung tritt, wird nachfolgend behandelt und als Internverkehr-Modell bezeichnet. Die wesentlichen Unterschiede zwischen dem Engset-Modell und dem Internverkehr-Modell sind in Bild 6.1 zusammengestellt.

Ein Anwendungsbeispiel für das Internverkehr-Modell ist die exakte Bestimmung der Sprechkreisanzahl N bei Anwendung des Verlustprinzips in einer Durchschalte-Vermittlungseinrichtung nach Bild 1.7 oder Abschnitt 4 mit insgesamt M Teilnehmern und reinem Internverkehr.

Ein entsprechendes Verkehrsmodell für Vermittlungssysteme, die nach dem Warteprinzip arbeiten, wurde inzwischen in /6.10/ entwickelt.

6.2 Internverkehr-Modell

Die nachfolgend verwendeten Formelzeichen sind im Symbolverzeichnis zusammengestellt.

6.2.1 Voraussetzungen

- (1) Alle M Teilnehmer verhalten sich gleichartig und sind voneinander unabhängig, wenn sie nicht gerade miteinander verbunden sind.
- (2) Es gibt nur Internverkehr. Gehender oder kommender Externverkehr sei nicht vorhanden. Somit sind maximal $\text{int}(M/2)$ Verbindungen gleichzeitig möglich. Es wird deshalb für die Abnehmeranzahl N vorausgesetzt:

	Engset-Modell	Internverkehr-Modell
Zubringeranzahl	M	M
Ergiebigkeit eines Zubringers	$a = \alpha/\mu$	$a = \alpha/\mu$
Abnehmeranzahl	N	N
Erreichbarkeit	vollkommen	vollkommen
Verkehrsart	gehender Externverkehr	Internverkehr
maximal notwendige Abnehmerzahl N_{MAX}	M	$\text{int}(M/2)$
Gründe für den Verlust an Rufen	Abnehmermangel	Abnehmermangel und/oder Belegtzustand des gewünschten Kommunikationspartners
Wahrscheinlichkeit P_j dafür, daß j Abnehmer von N^j Abnehmern belegt sind, $j = 0, 1, \dots, N; N \leq N_{MAX}$	$P_j = \frac{a^j \binom{M}{j}}{\sum_{k=0}^N a^k \binom{M}{k}}$	$P_j = \frac{\left(\frac{a}{M-1}\right)^j \frac{M!}{j!(M-2j)!}}{\sum_{k=0}^N \left(\frac{a}{M-1}\right)^k \frac{M!}{k!(M-2k)!}}$

Bild 6.1: Vergleich von Engset-Modell und Internverkehr-Modell

$$N \leq \text{int}(M/2)$$

- (3) Es herrscht volle Erreichbarkeit. Jeder Teilnehmer hat somit Zugriff zu jedem freien Abnehmer.
- (4) Jeder freie Teilnehmer verteilt seine Rufe gleichmäßig auf alle anderen (M-1) Teilnehmer.
- (5) Die Belegungszeit (Verbindungsdauer) ist negativ exponentiell verteilt mit dem Mittelwert $1/\mu$. Damit ergibt sich für die Wahrscheinlichkeit, daß eine Belegung, nachdem sie bereits t Zeiteinheiten angedauert hat, im darauffolgenden Zeitintervall der Dauer Δt endet, der Wert $\mu \cdot \Delta t$. Die Belegungsende-Rate durch jede bestehende Belegung ist somit μ .
- (6) Die Frei-Zeitabschnitte eines unbeeinflussten Teilnehmers sind negativ exponentiell verteilt mit dem Mittelwert $1/\alpha$. Die Rufeinfall-Rate je freier Teilnehmer beträgt somit α .
- (7) Jeder Rufeinfall, der keinen freien Abnehmer vorfindet oder/und an einen bereits belegten Teilnehmer gerichtet ist, verschwindet ohne Nachwirkung.
- (8) Jeder Ruf an einen freien Teilnehmer, der mindestens einen freien Abnehmer vorfindet, führt zur Belegung eines Abnehmers und der beiden Teilnehmer. Dies erfolgt in vernachlässigbar kurzer Zeit.

6.2.2 Zustandswahrscheinlichkeiten

Rufeinfall-Rate λ_j

Jeder freie Teilnehmer verursacht eine Rufeinfall-Rate α . Bei j bestehenden Verbindungen (also j belegten Abnehmern) sind (M-2·j) Teilnehmer frei. Die Rufeinfall-Rate ist dann

$$\lambda_j = (M-2j)\alpha ; \quad j = 0, 1, 2, \dots N.$$

Hemmwahrscheinlichkeit β_j

Wenn j Verbindungen bestehen, dann sind 2j Teilnehmer dadurch belegt. Ist ein einfallender Ruf an einen dieser 2j Teilnehmer gerichtet, dann geht er zu Verlust. Dies kann durch eine Hemm-

wahrscheinlichkeit β_j ausgedrückt werden. Wenn jeder Teilnehmer seine Rufe mit gleicher Wahrscheinlichkeit an alle anderen (M-1) Teilnehmer richtet, dann ist die Hemmwahrscheinlichkeit

$$\beta_j = \frac{2j}{M-1} ; \quad j = 0, 1, 2, \dots, N$$

Belegungseinfall-Rate q_j

Da nach Voraussetzung der an belegte Teilnehmer gerichtete Anteil der Rufeinfälle ohne Nachwirkung aus dem System verschwindet, ist die Belegungseinfall-Rate kleiner als die Rufeinfall-Rate. Es ist

$$q_j = \lambda_j (1 - \beta_j) = \alpha \cdot \frac{(M-2j)(M-1-2j)}{M-1} ; \quad j = 1, 2, \dots, N$$

Belegungsende-Rate μ_j

Jede bestehende Verbindung bedingt eine Belegungsende-Rate μ . Bei insgesamt j bestehenden Verbindungen ist somit die resultierende Belegungsende-Rate

$$\mu_j = j \cdot \mu ; \quad j = 0, 1, 2, \dots, N$$

Zustandswahrscheinlichkeit P_j für das Bestehen von j Verbindungen (Bild 6.2)

Bei bekannter Belegungseinfall-Rate q_j und Belegungsende-Rate μ_j kann die Wahrscheinlichkeit P_j für das Bestehen von genau j Verbindungen (j Abnehmer belegt) berechnet werden. Im stationären Endzustand sind die Wahrscheinlichkeiten P_j zeitunabhängig. Übergänge zwischen zwei benachbarten Zuständen (z.B. j Abnehmer belegt oder j+1 Abnehmer belegt) müssen dann in beiden Richtungen gleich häufig auftreten ("Gleichgewichtsbedingung" bei Geburts- und Todprozessen /6.5 bis 6.9/). Somit gilt

$$P_{j-1} \cdot q_{j-1} = P_j \cdot \mu_j$$

beziehungsweise

$$P_{j-1} \cdot \lambda_{j-1} (1 - \beta_{j-1}) = P_j \mu_j ; \quad j = 1, 2, \dots, N ;$$

Einsetzen der Werte von λ_j , β_j , μ_j ergibt mit $\alpha/\mu=a$ als "Ergie-

bigkeit" eines Teilnehmers folgende Rekursionsformel für die Zustandswahrscheinlichkeiten:

$$P_j = a \frac{(M-2j+2)(M-2j+1)}{j \cdot (M-1)} P_{j-1} ; \quad j = 1, 2, \dots, N ;$$

Durchrechnen der Rekursionsformel ergibt für die Zustandswahrscheinlichkeiten P_j

$$P_j = \left(\frac{a}{M-1}\right)^j \frac{M!}{j! (M-2j)!} \cdot P_0 ; \quad j = 1, 2, \dots, N ;$$

Der hierin noch unbekannte Wert P_0 kann aus der Bedingung berechnet werden, daß die Summe aller Zustandswahrscheinlichkeiten 1 ergeben muß (Normierungsbedingung):

$$\sum_{k=0}^N P_k = P_0 \cdot \sum_{k=0}^N \left(\frac{a}{M-1}\right)^k \frac{M!}{k! (M-2k)!} = 1$$

Damit kann P_0 bestimmt werden. Einsetzen von P_0 ergibt somit für die Zustandswahrscheinlichkeiten P_j

$$P_j = \frac{\left(\frac{a}{M-1}\right)^j \frac{1}{j! (M-2j)!}}{\sum_{k=0}^N \left(\frac{a}{M-1}\right)^k \frac{1}{k! (M-2k)!}} ; \quad j = 0, 1, 2, \dots, N ; \quad (6.1)$$

In Bild 6.2 sind die oben beschriebenen Zusammenhänge graphisch in Form eines Zustandsdiagramms angegeben.

6.2.3 Verkehrsgrößen

Wenn alle Zustandswahrscheinlichkeiten P_j bekannt sind, können alle Verkehrsgrößen - die Belastung y , das Angebot A , der Restverkehr R - berechnet werden.

Belastung y

Die Belastung y ist in der Verkehrstheorie definiert als die mittlere Anzahl der belegten Abnehmer. Hier stimmt sie also mit der mittleren Anzahl der im System bestehenden Verbindungen überein.

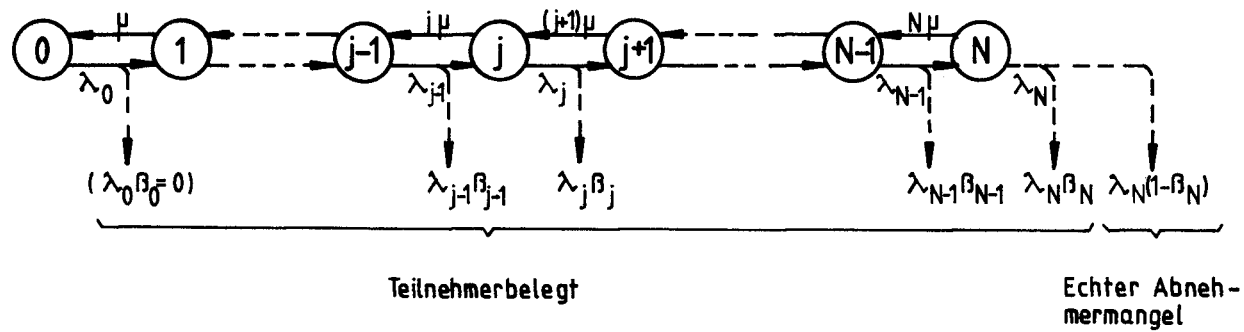


Bild 6.2: Zustandsdiagramm zum Internverkehr- Modell
 λ Rufeinfallrate; β Hemmwahrscheinlichkeit; μ Belegungsenderate je Belegung;

$$y = \sum_{j=1}^N j \cdot P_j = \frac{\sum_{j=1}^N j \cdot \left(\frac{a}{M-1}\right)^j \frac{1}{j! (M-2j)!}}{\sum_{k=0}^N \left(\frac{a}{M-1}\right)^k \frac{1}{k! (M-2k)!}} \quad (6.2)$$

Angebot A

Das Angebot A ist definiert als die mittlere Anzahl der Rufe, die während der mittleren Dauer einer erfolgreichen Belegung eintreffen. Die mittlere Rufeinfall-Rate ist

$$\lambda = \overline{\lambda}_j = \sum_{j=0}^N \lambda_j \cdot P_j = a \cdot \sum_{j=0}^N (M-2j) \cdot P_j$$

Die mittlere Dauer einer erfolgreichen Belegung ist bei negativ exponentiell verteilten Belegungsdauern mit der Belegungsende-Rate μ genau $1/\mu$. Damit ergibt sich für das von M Teilnehmern bei Vorhandensein von N Abnehmern erzeugte Angebot unter Verwendung von $a = \alpha/\mu$

$$A = a \cdot \sum_{j=0}^N (M-2j) \cdot P_j = a \cdot M - 2a \cdot \sum_{j=0}^N j P_j = a(M-2y) \quad (6.3)$$

Das bedeutet, daß das Angebot A mit ansteigender Belastung doppelt so schnell abnimmt wie beim Engset-Modell, bei dem

$$A = a (M-y)$$

gilt /6.5/. Die schnellere Abnahme von A mit steigendem y beim Internverkehr-Modell ergibt sich dadurch, daß mit jeder Belegung eines Abnehmers zwei Teilnehmer belegt werden.

Restverkehr R

Die Differenz zwischen Angebot A und Belastung y wird als Restverkehr R bezeichnet. Beim Internverkehr-Modell ist

$$R = A-y = a \cdot (M-2y)-y = aM-y \cdot (1+2a)$$

6.2.4 Verlustwahrscheinlichkeiten

Man unterscheidet zwischen Verlustrufwahrscheinlichkeit (call congestion, auch nur Verlustwahrscheinlichkeit bezeichnet) und

Verlustzeit-Wahrscheinlichkeit (time congestion, Zeitsperrung) /6.5 bis 6.9/. Im folgenden werden Verlustruf-Wahrscheinlichkeiten berechnet.

Verlustwahrscheinlichkeit B

Die bedingte Verlustrate im Zustand j (genau j Abnehmer belegt) ist (Bild 6.2):

$$\lambda_{v/j} = \begin{cases} \lambda_j \cdot \beta_j & j = 0, 1, \dots, N-1; \\ \lambda_N & j = N; \end{cases}$$

Es gehen nämlich im Zustand $j = 0, 1, \dots, N-1$ jeweils nur die an belegte Teilnehmer gerichteten Rufe zu Verlust, im Zustand N dagegen alle einfallenden Rufe. Damit ergibt sich die mittlere Verlustrate zu

$$\lambda_v = \sum_{j=0}^N \lambda_{v/j} \cdot P_j$$

Die (gesamte) Verlustwahrscheinlichkeit B läßt sich nun als Quotient von mittlerer Verlustrate und mittlerer Rufeinfallrate berechnen:

$$B = \frac{\lambda_v}{\lambda} = \sum_{j=0}^{N-1} \left(\frac{\lambda_j}{\lambda} \beta_j \cdot P_j \right) + \frac{\lambda_N}{\lambda} P_N$$

Diese Verlustwahrscheinlichkeit B berücksichtigt sowohl die Verluste wegen "Teilnehmerbelegt" als auch diejenigen wegen "Abnehmermangel".

Übereinstimmung mit $B = R/A$

Die auf obige Weise berechnete Verlustwahrscheinlichkeit B muß natürlich übereinstimmen mit dem Quotienten aus Restverkehr R und Angebot A: Aus der Gleichgewichtsbedingung (Abschnitt 6.2.2)

$$(1 - \beta_j) \cdot \lambda_j \cdot P_j = (j+1) \cdot \mu \cdot P_{j+1}; \quad j = 0, 1, \dots, N-1;$$

ergibt sich

$$\beta_j \cdot \lambda_j \cdot P_j = \lambda_j \cdot P_j - (j+1) \mu \cdot P_{j+1};$$

Einsetzen in obige Gleichung für die Verlustwahrscheinlichkeit B ergibt

$$B = \sum_{j=0}^{N-1} \frac{\lambda_j}{\lambda} P_j - \sum_{j=0}^{N-1} (j+1) \frac{\mu}{\lambda} P_{j+1} + \frac{\lambda_N}{\lambda} P_N$$

Hierin ergänzen sich der erste und dritte Anteil zu

$$\sum_{j=0}^N \frac{\lambda_j}{\lambda} P_j = \frac{1}{\lambda} \cdot \lambda = 1;$$

Durch Umnummerierung in der verbleibenden Summenformel folgt schließlich

$$B = 1 - \frac{\mu}{\lambda} \sum_{k=1}^N k \cdot P_k = 1 - \frac{V}{A} = \frac{R}{A};$$

Bemessungskriterium bei Internverkehr

Bei insgesamt M Teilnehmern sind maximal $N_{MAX} = \text{int}(M/2)$ Verbindungen gleichzeitig möglich. Eine größere Abnehmeranzahl kann bei Internverkehr nie belegt werden. Jedoch auch dann, wenn N_{MAX} Abnehmer vorhanden sind, ist die Verlustwahrscheinlichkeit B größer als 0, da sie ja die Verluste infolge Belegzustand der gerufenen Teilnehmer berücksichtigt. Die Dimensionierung der Abnehmeranzahl N nach dem Verlust B ist also sinnlos. Für Systeme mit Internverkehr ist ein anderes "Gütekriterium" für die Dimensionierung erforderlich. Geeignet ist beispielsweise die nachfolgend definierte Verlustwahrscheinlichkeit BLTN infolge "echten Abnehmermangels".

Verlustwahrscheinlichkeit BLTN

Mit BLTN wird derjenige Anteil an B bezeichnet, der durch "echten Abnehmermangel" bedingt ist. Von den insgesamt zu Verlust gehenden Rufen werden nur diejenigen gezählt, die an freie Teilnehmer gerichtet sind, jedoch wegen Belegzustand aller vorhandenen N Abnehmer nicht vermittelt werden können. Nur diese Rufe hätten bei Vorhandensein von zusätzlichen freien Abnehmern zu einer Verbindung geführt.

Bei N belegten Abnehmern ist die Rufeinfallrate und somit die Verlustrate λ_N . Hiervon ist nur der Anteil $\lambda_N(1-\beta_N)$ an freie Teilnehmer gerichtet. Die mittlere Verlustrate wegen "echten Abnehmermangels" ist somit $\lambda_N(1-\beta_N) \cdot P_N$. Für die Verlustwahrscheinlichkeit BLTN wegen "echten Abnehmermangels" folgt schließlich

$$BLTN = (1-\beta_N) \frac{\lambda_N}{\lambda} \cdot P_N = \frac{(M-1-2N)(M-2N)}{M-1} \cdot \frac{\alpha}{\lambda} \cdot P_N; \quad (6.4)$$

Eignung von BLTN

Die Verlustwahrscheinlichkeit BLTN ist für den Fall der bestmöglichen Dimensionierung $N = \text{int}(M/2)$ stets 0. Obige Formel ergibt nämlich sowohl bei $M=2N$ als auch bei $M=2N+1$ jeweils den Wert 0. Erst ab $M=2N+2$ - erst dann ist $N < \text{int}(M/2)$ - kann BLTN von 0 verschiedene Werte annehmen. Erst in diesem Fall können bei Belegzustand aller Abnehmer - dann sind bei $M=2N+2$ also noch 2 Teilnehmer frei - Rufe an freie Teilnehmer wegen Abnehmermangel verlorengehen. Die Größe BLTN ist also ein geeignetes Maß für "echten Abnehmermangel"

$BLTN=1\%$ bedeutet beispielsweise, daß im Mittel von 100 einfallenden Rufen einer wegen "echten" Abnehmermangels zu Verlust geht. Die übrigen 99 Rufe führen entweder zu einer erfolgreichen Verbindung oder sind an bereits belegte Teilnehmer gerichtet. Rufe an belegte Teilnehmer können ohnehin nicht vermittelt werden. Solche Verluste sind nicht durch zu knappe Bemessung des Systems verursacht.

Bei vorgegebener Ergiebigkeit $a = \alpha/\sqrt{N}$ erzeugen die vorhandenen M Teilnehmer ein Angebot A nach Glchg. (6.3). Dieses Angebot wird mit der Verlustwahrscheinlichkeit BLTN infolge echten Abnehmermangels nach Glchg. (6.4) bedient. Diese beiden Gleichungen vermitteln die Abhängigkeit des Verlustes BLTN vom Angebot A über den Parameter a. Es ergibt sich dabei eine Belastung der N Abnehmer nach Gleichung (6.2).

6.2.5 Numerische Auswertung

Zulässige Belastung y bei gegebenem Verlust BLTN

Die zulässige Belastung von N Abnehmern (Verbindungsmöglichkeiten) bei Vorhandensein von M Teilnehmern ist derjenige Wert von y, bei dem der Verlust BLTN einen vorgegebenen Wert annimmt. Die numerische Berechnung kann nur dadurch erfolgen, daß das zu einem vorgegebenen BLTN zugehörige a durch Iteration ermittelt wird. Eine Auflösung der Formel für BLTN nach a ist nämlich nicht möglich. Mit dem durch Iteration ermittelten Wert von a kann dann durch Einsetzen in die Formel für y die zulässige Belastung be-

rechnet werden.

$y=y(M)$; Parameter: N ; $BLTN=1\%$;

In Bild 6.3 ist die zulässige Belastung bei $BLTN=1\%$ für verschiedene Abnehmeranzahlen N ($N=1,2,5$) in Abhängigkeit von der Teilnehmeranzahl M dargestellt. Für sehr große Teilnehmeranzahlen M gehen die Kurven jeweils gegen einen Grenzwert. Dies ist die zulässige Belastung bei der jeweiligen Abnehmeranzahl, falls die Abnehmer mit einem Poisson'schen Forderungsstrom - gemäß dem Erlang-Modell - beaufschlagt werden. Aus Bild 6.3 ist zu erkennen, daß bei kleinen Abnehmeranzahlen N und kleinen Teilnehmeranzahlen M die Abnehmer sehr viel stärker belastet werden dürfen als sich bei einer näherungsweisen Dimensionierung mittels der Erlang-Formel ergeben würde. Beispielsweise können 2 Abnehmer bei 10 Teilnehmern mit rund 0.31 Erlang belastet werden bei $BLTN=1\%$. Nach der Erlang-Formel ist bei 1% Verlust nur rund 0.15 Erlang Belastung zulässig.

$y=y(N)$; Parameter: M ; $BLTN=1\%$;

In Bild 6.4 ist die zulässige Belastung bei $BLTN=1\%$ für verschiedene Teilnehmerzahlen M ($M=10,20,50,\infty$) in Abhängigkeit von der Abnehmeranzahl N dargestellt. Für sehr große Teilnehmeranzahlen ($M=\infty$) ergibt sich als Grenzwert die nach der Erlang-Formel zulässige Belastung. Ansonsten gilt das zu Bild 6.3 gesagte.

In Bild 6.5 ist die zulässige mittlere Belastung pro Abnehmer y/N bei $BLTN=1\%$ für verschiedene Teilnehmeranzahlen M ($M=10,20,\infty$) in Abhängigkeit von der Abnehmeranzahl N dargestellt. Diese Darstellung zeigt die Zusammenhänge von Bild 6.4 in anderer Form.

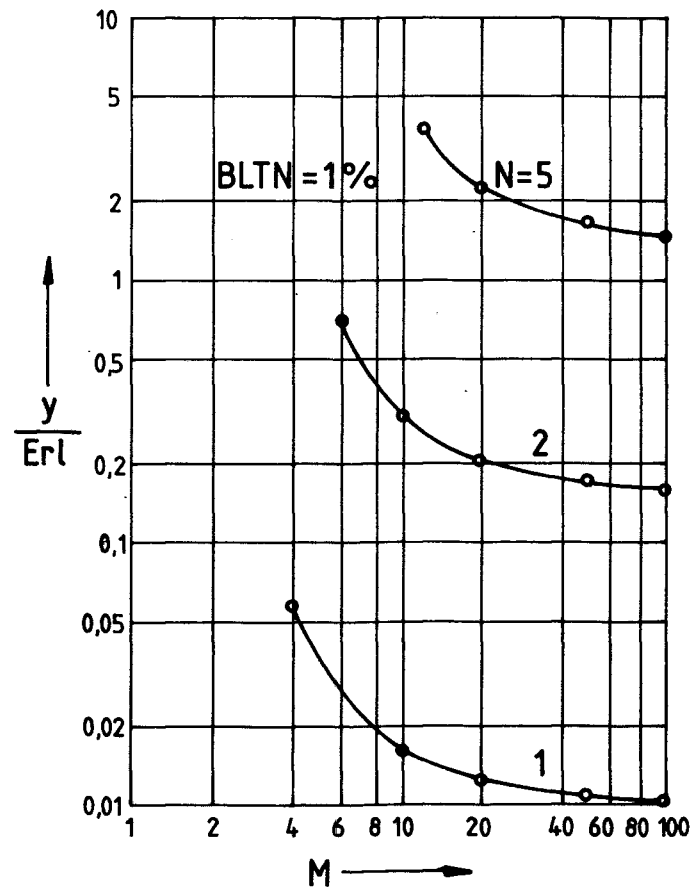


Bild 6.3: Zulässige Belastung y in Abhängigkeit von der Teilnehmeranzahl M bei verschiedenen Abnehmeranzahlen N und dem Verlust $BLTN = 1\%$

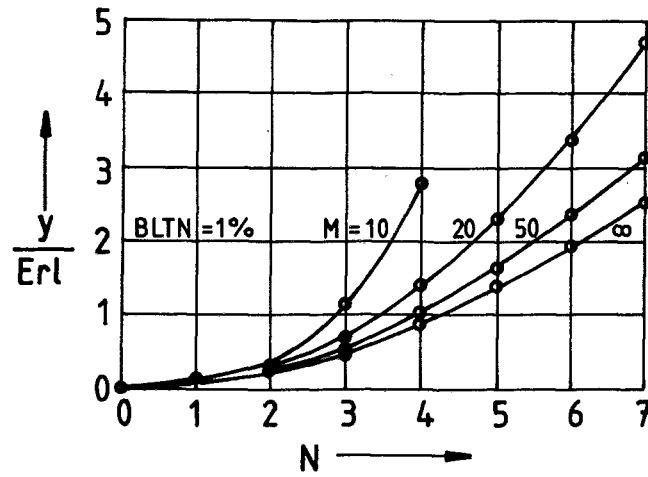


Bild 6.4: Zulässige Belastung y in Abhängigkeit von der Abnehmeranzahl N für verschiedene Teilnehmeranzahlen M beim Verlust $\text{BLTN} = 1\%$

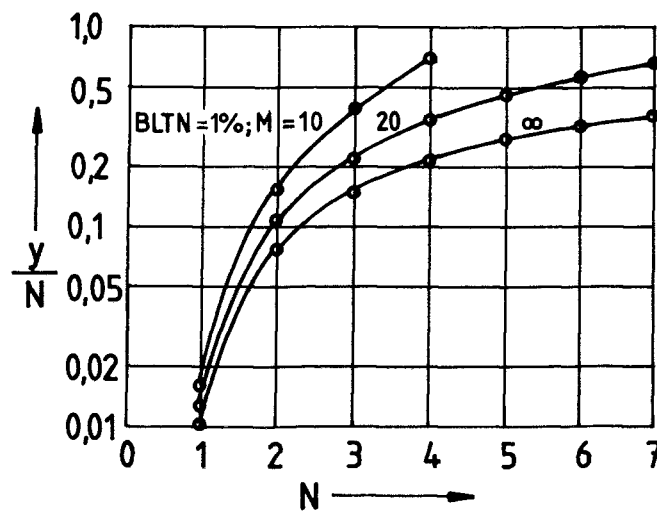


Bild 6.5: Zulässige mittlere Belastung je Abnehmer (y/N) in Abhängigkeit von der Abnehmeranzahl N für verschiedene Teilnehmeranzahlen M beim Verlust $\text{BLTN} = 1\%$

6.3 Ungestörte Kommunikation zweier Teilnehmer

6.3.1 Allgemeine Lösung

Vorbemerkungen

Zwei Teilnehmer mit verschiedenem Verkehrsverhalten sind über einen Sprechkreis fest miteinander verbunden (Bild 6.7). Dieses Grundmodell der "ungestörten Kommunikation zweier Teilnehmer" wird nachfolgend analytisch untersucht. Die (Verkehrs-)Belastung des (Verbindungs-)Sprechkreises wird berechnet.

Die Untersuchung dieses Verkehrsmodells erfolgt, weil es sowohl

- (1) einen Sonderfall des Internverkehr-Modells (Abschnitt 6.2) als auch
- (2) einen Sonderfall des Engset'schen Verlustsystems (z.B./6.9/) beinhaltet.

Die nachfolgende Lösung kann somit einerseits an der Lösung des klassischen Engset'schen Verlustsystems (Engset-Modell) überprüft werden. Andererseits ist ein Vergleich mit der Lösung des Internverkehr-Modells möglich. Schließlich ist das Modell als solches von Interesse.

Voraussetzungen

- (1) Es gibt genau zwei durch einen Sprechkreis verbundene Teilnehmer.
- (2) Die Frei-Zeitabschnitte des unbeeinflussten Teilnehmers i (mit $i=1,2$) sind negativ exponentiell verteilt mit dem Mittelwert $1/\alpha_i$.
- (3) Die Belegungsdauern der vom Teilnehmer i (mit $i=1,2$) eingeleiteten Belegungen sind negativ exponentiell verteilt mit dem Mittelwert $1/\mu_i$.

Die durch den freien Teilnehmer i (mit $i=1,2$) bedingte Rufeinfallrate beträgt somit α_i . Die Belegungsende-Rate im Fall einer vom Teilnehmer i (mit $i=1,2$) eingeleiteten Belegung beträgt μ_i .

Zustandswahrscheinlichkeiten

Zur Berechnung des beschriebenen Systems werden drei Zustände $j=0,1,2$ mit den Wahrscheinlichkeiten W_j eingeführt:

- Zustand 0: Keine Verbindung;
- Zustand 1: Verbindung eingeleitet durch Teilnehmer 1;
- Zustand 2: Verbindung eingeleitet durch Teilnehmer 2.

In Bild 6.6 ist das zugehörige Zustandsdiagramm mit den Übergangsraten zwischen den verschiedenen Zuständen dargestellt. Daraus können die "Gleichgewichtsbedingungen" für den stationären Endzustand abgelesen werden:

$$W_2 \cdot \mu_2 = W_0 \cdot \alpha_2$$

$$W_1 \cdot \mu_1 = W_0 \cdot \alpha_1$$

Mit der Normierungsbedingung

$$W_0 + W_1 + W_2 = 1$$

ergibt sich somit für die 3 Wahrscheinlichkeiten W_j , $j=0,1,2$ mit $a_i = \alpha_i / \mu_i$, $i=1,2$ als Ergiebigkeiten der beiden Teilnehmer

$$W_0 = \frac{1}{1 + a_1 + a_2}$$

$$W_1 = \frac{a_1}{1 + a_1 + a_2}$$

$$W_2 = \frac{a_2}{1 + a_1 + a_2}$$

Verkehrsgrößen

Die Belastung - also die Belegtwahrscheinlichkeit des (Verbindungs-)Sprechkreises - ergibt sich aus den obigen Zustandswahrscheinlichkeiten zu

$$y = W_1 + W_2 = \frac{a_1 + a_2}{1 + a_1 + a_2}$$

Es kann hier kein Verlust an Rufen auftreten ("ungestörte Kommunikation"). Deshalb ist die Verlustruf-Wahrscheinlichkeit $B = 0$ und die Belastung y stimmt mit dem Angebot durch die beiden Teilnehmer überein.

$$B = 0; \quad A = y.$$

Man kann dies auch folgendermaßen zeigen: Die mittlere Belegungsdauer T_B ist hier

$$T_B = \frac{1}{\mu_1} \frac{\alpha_1}{\alpha_1 + \alpha_2} + \frac{1}{\mu_2} \frac{\alpha_2}{\alpha_1 + \alpha_2} = \frac{a_1 + a_2}{\alpha_1 + \alpha_2} ,$$

denn Belegungen der Dauer $1/\mu_1$ ergeben sich mit der Häufigkeit $\alpha_1/(\alpha_1 + \alpha_2)$ usw.. Mit der mittleren Rufeinfall-Rate

$$\lambda_v = (\alpha_1 + \alpha_2) W_0$$

ergibt sich somit nach den allgemeinen Definitionen der Verkehrstheorie /6.5 - 6.7/ für Angebot A und Verlust B

$$A = \lambda_v \cdot T_B = (a_1 + a_2) \cdot W_0 = \frac{a_1 + a_2}{1 + a_1 + a_2} = y ;$$

$$B = 0$$

6.3.2 Sonderfälle

Nur ein aktiver Teilnehmer

Ist nur einer der beiden Teilnehmer aktiv ($a_1 = a$), der zweite dagegen passiv ($a_2 = 0$), so ergibt sich aus obiger allgemeiner Formel

$$W_0 = \frac{1}{1+a}; \quad W_1 = \frac{a}{1+a}; \quad W_2 = 0; \quad y = A = \frac{a}{1+a} ;$$

Dieses Ergebnis läßt sich leicht überprüfen. Die angegebenen Bedingungen liegen nämlich auch beim Engset-Modell für $M=1$, $N=1$ vor. Dort gilt aber nach /6.5/ für die Zustandswahrscheinlichkeiten P_j , daß j Abnehmer belegt sind (vgl. Bild 6.1):

$$P_j = \frac{a^j \binom{M}{j}}{\sum_{k=0}^N a^k \binom{M}{k}} ; \quad j=0,1,\dots,N;$$

Bei $M=1$, $N=1$ ergibt sich daraus

$$P_0 = \frac{1}{1+a}; \quad P_1 = \frac{a}{1+a}$$

und somit

$$y = A = P_1 = \frac{a}{1+a}$$

Es ergibt sich also dasselbe Ergebnis.

Zwei gleichartige Teilnehmer

Bei gleichartigem Verhalten der beiden Teilnehmer, gekennzeichnet durch $\alpha_i = \alpha$, $\mu_i = \mu$ für $i=1,2$ wird

$$a_1 = a_2 = a = \alpha/\mu$$

Die obige Lösung vereinfacht sich dann zu

$$y = A = \frac{2 \cdot a}{1 + 2a}$$

Diese Lösung muß sich auch als Sonderfall des Internverkehr-Modells für $M=2$, $N=1$ ergeben. Einsetzen dieser Werte in die allgemeine Lösung (Abschnitt 6.2) für die Zustandswahrscheinlichkeiten P_j (daß genau j Abnehmer belegt sind) sowie die Belastung y und das Angebot A ergibt

$$P_0 = \frac{1}{1 + 2a} ; \quad P_1 = \frac{2a}{1 + 2a} ;$$

$$y = A = P_1 = \frac{2a}{1 + 2a} ; \quad B = 0 ;$$

Der Vergleich mit den obigen Formeln bestätigt die Übereinstimmung.

Auswertung

In Bild 6.7 ist die Abhängigkeit der Belastung y von der Ergiebigkeit $a = \alpha/\mu$ für die beiden diskutierten Sonderfälle

(1) $a_1 = a_2 = a$; (zwei gleichartige Teilnehmer)

(2) $a_1 = a$; $a_2 = 0$; (nur ein aktiver Teilnehmer)

dargestellt. Es zeigt sich (wie auch anschaulich zu erwarten ist), daß bei sehr kleinen Werten der Ergiebigkeit a ($a \ll 1$) im Fall (1) die Belastung etwa doppelt so groß ist wie im Fall (2). Mit steigendem Wert von a werden sich im Fall (1) die beiden aktiven Teilnehmer gegenseitig immer mehr "abschalten", so daß die sich ergebende Belastung des Verbindungs-Sprechkreises sich immer mehr an die des Falls (2) annähert. Für sehr große Werte von a ($a \gg 1$) gehen beide Kurven gegen den maximal möglichen Wert 1.

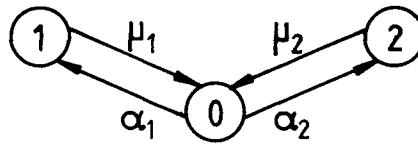


Bild 6.6: Zustandsdiagramm bei ungestörter Kommunikation zweier Teilnehmer.
 Zustand 0: Keine Verbindung; Zustand 1: Verbindung aufgebaut von Teilnehmer 1; Zustand 2: Verbindung aufgebaut von Teilnehmer 2; α Rufeinfallrate; μ Belegungsenergie;

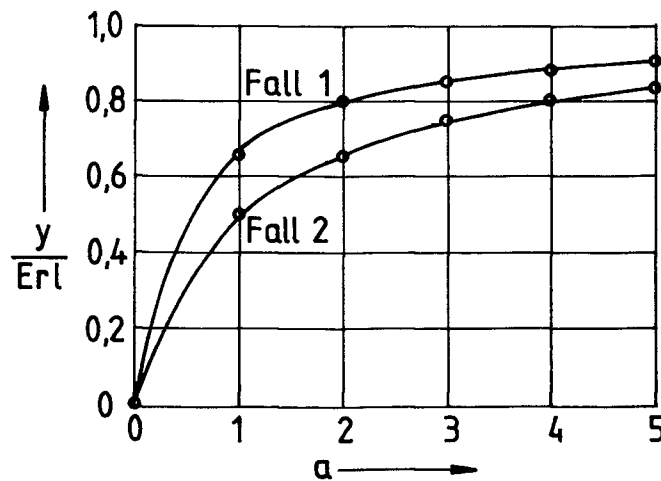
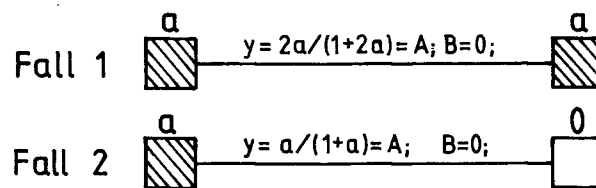


Bild 6.7: Ungestörte Kommunikation zweier Teilnehmer.
 Belastung y in Abhängigkeit von der Ergiebigkeit a .
 Fall 1: 2 gleichartige, aktive Teilnehmer;
 Fall 2: 1 aktiver und 1 passiver Teilnehmer;

7 Zusammenfassung

Diese Arbeit enthält Beiträge zur Systematik, Technik und Theorie von Zeitmultiplex-Durchschalte-Vermittlungsnetzen mit Vielfachzugriff und leitungsgebundener Übertragungstechnik.

Zur Ableitung der Einsatzmöglichkeiten solcher Vermittlungssysteme im Fernsprechnet wurden die Kabelnetzkosten von Ring-, Baum- und Sternleitungsnetzen einander gegenübergestellt. Dazu wurde eine gleichmäßige Anordnung der Verkehrspunkte auf einer quadratischen Grundfläche sowie seitenparallele Kabelkanal- und Leitungsführung vorausgesetzt. Es ergab sich, daß bei Ring- und Baumleitungsnetzen (unter den in Abschnitt 2 genannten Voraussetzungen) die Leitungskosten geringer sind als beim heute üblichen Sternleitungsnetz. Die Kabelkanalkosten sind dagegen stets gleich groß. Im Fernsprechnet überwiegen die Kabelkanalkosten gegenüber den Leitungskosten. Kostenvorteile im Kabelnetz - und damit Einsatzmöglichkeiten - für Ring- oder Baumleitungsnetze ergeben sich daher nur dann, wenn die Kabelkanalkosten entfallen. Fernsprech- oder/und Daten-Nebenstellenanlagen könnten demnach ein erster Einsatzfall sein.

Die wichtigsten Vorschläge zu TDMA-Ringleitungs- und TDMA-Baumleitungs-Nachrichtennetzen wurden kurz beschrieben. Bei ringförmigem Leitungsnetz ist die Nachrichtenlenkung besonders einfach. Es sind dazu - im Gegensatz zu Baumleitungsnetzen - keine speziellen Einrichtungen im Netz erforderlich. Dafür ergeben sich bei baumförmigem Leitungsnetz einige betriebliche Vorteile. Es können beispielsweise Nachrichtenblöcke niemals mehrfach umlaufen und Netzteilabschaltungen bzw. Netzerweiterungen sind einfacher durchführbar. Die Vor- und Nachteile sind in etwa ausgewogen und rechtfertigen nicht die ausschließliche Bevorzugung einer der beiden Strukturen.

Für ein TDMA-Durchschalte-Vermittlungsnetz mit einem baumförmigen Leitungsnetz wurde ein neues Funktionsprinzip vorgestellt. Dieser Systemvorschlag hat insbesondere den Vorteil, daß die erforderliche Bandbreite auf den theoretisch mindestens erforderlichen Wert reduziert und somit wesentlich geringer als bei früheren Systemvorschlägen ist. Bei weniger als zwei Verzweigungen

im Netz sind für die Netzsynchonisierung keine Rahmenspeicher erforderlich. Die Verzweigungseinrichtungen in den Verzweigungsknoten sind schaltungstechnisch einfach. Zur Entscheidung über die - unter Beibehaltung der Zeitlage - durchzuschaltenden Zeitplatzinhalte muß dort lediglich der Belegtzustand der gleichzeitig einlaufenden Zeitplätze ausgewertet werden. Das vorgeschlagene Verfahren der Nachrichtenlenkung kann sowohl bei verteilter als auch bei konzentrierter Steuerung des Netzes angewendet werden. Es gibt eine Systemvariante, bei der die Stationen des Netzes keine Zeitplatzinhalte löschen müssen und deshalb über passive optische Koppler an das Netz angeschlossen werden können. Das vorgeschlagene System könnte beispielsweise für Fernsprechnebenstellenanlagen angewendet werden. Hierbei ergibt sich bei einer Bitrate von 2 Mbit/s je Übertragungsrichtung eine Anschlußkapazität von weit über 100 Teilnehmern. Um ein günstiges Ausfallverhalten zu erzielen, wird die Anschlußkapazität auf mehrere Zweige - die als Ausfalleinheit betrachtet werden - aufgeteilt.

In Vielfachzugriff-Systemen mit verteilter Steuerung können "Kollisionen" von Zugriffsvorgängen auftreten. Wenn die kollidierenden Zugriffsvorgänge nicht wiederholt werden, dann gehen die zugehörigen Verbindungswünsche wegen Kollision zu Verlust. Die entsprechende Verlustwahrscheinlichkeit - genannt Kollisionsverlust BK - wurde für den Fall des Vielfachzugriffs aus z unabhängig voneinander arbeitenden Zugriffspunkten auf zufällig ausgewählte freie Abnehmer von insgesamt N durch Nutzbelegungen (die sich an erfolgreiche Zugriffsvorgänge anschließen) belastete Abnehmer formal berechnet. Die wesentlichen Voraussetzungen hierfür waren, daß in jedem Zugriffspunkt ein Poisson'scher Anforderungsstrom auftritt, daß die einfallenden Verbindungswünsche (wie in Zeitmultiplexsystemen üblich) zeitgerastert abgearbeitet werden und daß die Nutzbelegungsdauer (wie dies bei Fernspreverbindungen der Fall ist) negativ exponentiell verteilt ist. Die numerische Auswertung der Lösung ergab, daß bei kleinen Fernsprechnetzen (500 Teilnehmer, 0,10 Erlang/Teilnehmer) der Kollisionsverlust bei einer Planungsverlustwahrscheinlichkeit wegen Abnehmermangel $BA=1\%$ knapp 0,02% beträgt (bei Nutzbelegungsdauer 120 s, Zeitrasterdauer 4 ms). Der Kollisionsverlust ist in diesem Fall vernachlässigbar gegenüber dem Verlust wegen Abnehmermangel. Bei Fernsprechverkehr ergibt sich also durch die dem behandelten Netz-

typ eigenen "Kollisionen" praktisch kein Nachteil gegenüber zentralgesteuerten Systemen. Bei Datenverkehr ist bei gleicher Verkehrsbelastung die Rufeinfallrate sehr viel höher als bei Fernsprechverkehr. In diesem Fall kann der Kollisionsverlust die gleiche Größenordnung wie die Planungs-Verlustwahrscheinlichkeit BA infolge Abnehmermangel erreichen.

Nach obigen Ergebnissen ist ein Einsatz des hier behandelten Netztyps für Nebenstellenanlagen naheliegend. Hierbei ergibt sich das Problem der Abnehmeranzahl-Bemessung bei reinem Internverkehr, endlich vielen Teilnehmern und voller Erreichbarkeit der Abnehmer. Ein exaktes "Internverkehr-Modell" hierzu wurde vom Verfasser als Mitautor bereits veröffentlicht. Es wurde hier in gekürzter Form abgeleitet. Zusätzlich wurde ausführlich auf die Eignung des für Internverkehr vorgeschlagenen Bemessungskriteriums eingegangen. Es wurde gezeigt, daß (bei der üblichen Angebotsdefinition) allein die sogenannte Verlustwahrscheinlichkeit BLTN wegen "echten" Abnehmer Mangels geeignet ist. Die bei vorgegebenem BLTN zulässige Belastung wurde numerisch berechnet. Weiterhin wurde ein Modell für die ungestörte Kommunikation zweier Teilnehmer mit unterschiedlichem Verhalten entwickelt. Es wurde nachgewiesen, daß in Sonderfällen die Ergebnisse mit denen des Internverkehr-Modells bzw. Engset-Modells übereinstimmen.

Der Einsatz des hier behandelten Netztyps für Fernsprech-Nebenstellenanlagen ergibt eine "digitale" Nebenstellenanlage. Es sei hier abschließend darauf hingewiesen, daß die Einführung digitaler Nebenstellenanlagen in "analoger Umgebung" nicht ohne Probleme ist. Einige solche Probleme und deren mögliche Lösung werden in der Veröffentlichung /7.1/ des Verfassers behandelt.

Schrifttum

- /1.1/ Kommission für den Ausbau des technischen Kommunikationssystems. Telekommunikationsbericht.
Verlag Dr. Hans Heger, Bonn-Bad Godesberg 1976
- /1.2/ Marko, H.
Modulationsverfahren
Niederschrift einer Vorlesung an der Technischen Universität München
- /1.3/ Marko, H.
Methoden der Systemtheorie.
Springer Verlag, Berlin/Heidelberg/New York 1977
- /1.4/ Bocker, P.
Datenübertragung
Band 1: Grundlagen
Springer Verlag, Berlin/Heidelberg/New York 1978
- /1.5/ Fischer, K.
Nachrichtenvermittlungstechnik
Niederschrift einer Vorlesung an der Technischen Universität München
- /1.6/ Gerke, P.R.
Rechnergesteuerte Vermittlungssysteme
Springer Verlag, Berlin/Heidelberg/New York 1972
- /1.7/ Oden, H.
Nachrichtenvermittlung
Oldenbourg-Verlag, München/Wien 1975
- /1.8/ Becker, D.; Willibald, G.E.
Classification and Assessment of Telecommunication Services in Broad-Band Networks
IEEE Trans. on Communications, Vol. COM 23 (1975), pp. 63-69
- /1.9/ NTG 0902 Vermittlungstechnik
Vermittlungstechnik - Begriffe der Systemtechnik (Entwurf)
Nachrichtentechn. Zeitschrift (1972), H. 6, S. K125-K136
- /1.10/ Elsner, R.
Nachrichtentheorie
Band 1: Grundlagen
Teubner Verlag, Stuttgart 1974
- /1.11/ Siemens AG
Begriffe der PCM-Technik
Sonderdruck, Best.-Nr. A 42020-S62-A1-1-22
- /1.12/ Marko, H.; Hartmann, H.L. (Herausgeber)
PCM-Technik
Nachrichtentechnische Fachberichte 42

- /1.13/ Tröndle, K.; Weiß, R.
Einführung in die Pulsmodulation
Oldenbourg-Verlag, München/Wien 1972
- /1.14/ Marko, H.
Planungsprinzipien digitaler Weitverkehrssysteme
Nachrichtentechn. Zeitschrift 1974, H. 2, S. 2-8
- /1.15/ Marko, H.; Weiß, R.; Binkert, G.
Ein Digitalverstärker - Hybridsystem für 280 Mbit/s
und 560 Mbit/s zur PCM-Übertragung auf Koaxiallei-
tungen
Nachrichtentechn. Zeitschrift 27 (1974), H. 2, S.56-
60
- /1.16/ Gerke, P.R.
Die Integration von Telekommunikationsdiensten in
einem digitalen, öffentlichen Nachrichtennetz
Niederschrift einer Vorlesung an der Technischen Uni-
versität Karlsruhe
- /1.17/ Vollmeyer, W.
Künftige Tendenzen der Datenfernverarbeitung und des
Datenverkehrs
Revue FITCE Nr. 5, Sept./Okt. 1970
- /1.18/ Hölzler, E.; Holzwarth, H.
Pulstechnik
Band 1: Grundlagen
Springer Verlag, Berlin/Heidelberg/New York 1976
- /1.19/ Hölzler, E.; Holzwarth, H.
Pulstechnik
Band 2: Anwendungen und Systeme
Springer Verlag, Berlin/Heidelberg/New York 1976
- /1.20/ Störmer u.a.
Verkehrstheorie
Oldenbourg Verlag, München 1966
- /1.21/ Busacker, R.G.; Saaty, T.L.
Endliche Graphen und Netzwerke
R. Oldenbourg Verlag, München 1968
- /1.22/ Wilkov, R.S.
Analysis and design of reliable computer networks
IEEE Trans. on Communications, Vol. COM 20(1972),
pp. 660-678.
- /1.23/ Nocker, R.
Mögliche neue Strukturen im Ortsnetz und ihre mini-
male Länge
Archiv für Elektronik und Übertragungstechnik 31
(1977), H. 1, S. 6-10
- /1.24/ Mrva, M.; Nocker, R.
Optimierung der Struktur künftiger Nachrichtennetze
Bundesministerium für Forschung und Technologie,
Forschungsbericht T 78-55 (1978)

- /2.1/ Nocker, R.
Mögliche neue Strukturen im Ortsnetz und ihre minimale Länge
Archiv f. Elektronik u. Übertragungstechnik 31 (1977), S.6-10
- /2.2/ Kommission für den Ausbau des technischen Kommunikationssystems
Anlageband 3 zum Telekommunikationsbericht
Verlag Dr. Hans Heger, Bonn-Bad Godesberg 1976
- /3.1/ Unk, J.M.
Communication Networks for Digital Information
Instn. Radio Engrs. Transactions CS8 (1960), S. 207-214
- /3.2/ Grosser, H.K.M.; Schramel, F.J.
Data transmission and switching equipment for the seat reservation system of United Air Line (1)
Philips Telecommunication Review 24 (1963), S. 13-24
- /3.3/ Thomas, D.L.
Fernmelde-, insbesondere Fernsprechanlage
Deutsche Offenlegungsschrift 1804 624, Anmeldetag 23.10.1968
(in Großbritannien 25.10.1967)
- /3.4/ Ohnsorge, H.; Börner, M. / Telefunkon Patentverwertungsgesellschaft
Breitbandige Übertragungskanäle aufweisendes Nachrichtenübertragungssystem mit einer Vielzahl von Teilnehmern
Deutsche Patentanmeldung 1801 999, Anmeldetag 9.10.1968
- /3.5/ Hare, A.G.
Telecommunications of the Future
Post Office Telecommunications Journal 21 (1969), H. 2, S. 16-19
- /3.6/ Steward, E.H.
A Loop Transmission System
Proc. Int. Conf. Commun. 1970, San Francisco, Calif., June 8-10, S. 36.1-36.5
- /3.7/ Hippert, R.O.
A Pulse-Code-Modulated Transmission Loop
Proc. Int. Conf. Commun. 1970, San Francisco, Calif., June 8-10, S. 36.10-36.15
- /3.8/ Balliet, L.; Exley, J.A.; Swezey, E.F.
Random Access Multiplex Control
IBM Technical Disclosure Bulletin 14 (1971), S. 1227-1228
- /3.9 / Ohnsorge, H.
Communication without Bandwidth Economy (Communication Networks with glassfibre Channels)
2nd International Symposium on Information Theory 1971, Tsahkadsor, UdSSR, S. 409-419

- /3.10/ Saito, N.; Kadota, S. / Nippon Electric Co.
Zeitmultiplexübertragungsanlage
Deutsche Patentanmeldung 2 109 432 vom 27.2.1971
- /3.11/ Herzig, W.
Adresscode-Verfahren in Nachrichtenübertragungssystemen
Nachrichtentechnische Fachberichte 40 (1971), S. 115-127
- /3.12/ Zafiropulo, P.; Rothauser, E.H.
Signaling and Frame Structures in highly decentralized Loop
Systems
ICCC 1972, S. 309-315
- /3.13/ Pierce, J.R.
Network for Block Switching of Data
B.S.T.J. 51 (1972), S. 1133-1145
- /3.14/ Hare, A.G.
An Integrated Wideband Communication System for local
distribution
1972 Zürich Seminar, C4(1) - C4(6)
- /3.15/ Besseyre, J.; Schindelmann, A.
Bidirectional Loop for Digital Transmission
IBM Technical Disclosure Bulletin 15 (1972), S. 1000-1001
- /3.16/ Ohnsorge, H.
Neue Möglichkeiten für Nachrichtensysteme auf der Basis des
Laser-Glasfaser-Kanals
NTZ-Report 14, 1972, S. 23-24
- /3.17/ Schenkel, K.D.
Übertragungsverfahren mit Zeitmultiplexvielfachzugriff für
ein verzweigtes Glasfasernetz
NTZ-Report 14, 1972, S. 25-26
- /3.18/ Hildenbrand, R.
Codemultiplexverfahren für ein verzweigtes Glasfasernetz
NTZ-Report 14, 1972, S. 27-28
- /3.19/ Schenkel, K.D.
Entwurf eines integrierten digitalen Nachrichtensystems mit
Vielfachzugriff für ein beliebig verzweigtes Breitbandnetz
Archiv f. Elektronik u. Übertragungstechnik 27 (1973), S.
168-176
- /3.20/ Hildenbrand, R.
Codemultiplexverfahren für ein verzweigtes Glasfasernetz
Archiv f. Elektronik u. Übertragungstechnik 27 (1973), S.
177-180

- /3.21/ Zettler GmbH
Frequenzmultiplex-Nachrichtensystem für Krankenhäuser
Nachrichtentechn. Zeitschrift-Kurier 1973, H.4, S. K51
- /3.22/ Anwendungsmöglichkeiten von Glasfaserleitungen in herkömmlichen Nachrichtennetzen (nach einem Vortrag von H. Ohnsorge)
Nachrichtentechn. Zeitschrift-Kurier 1973, H. 1, K2-K4
- /3.23/ Schenkel, K.D.
An Integrated 300 Mbit/s Time Division Multiplexed Communication System with decentralized switches
1974 Zürich Seminar, D3(1) - D3(6)
- /3.24/ Schenkel, K.D.
Ein integriertes 300 Mbit/s Zeitmultiplex-Nachrichtensystem mit dezentraler Vermittlung
Nachrichtentechn. Zeitschrift 27 (1974), S. 283-291
- /3.25/ Ohnsorge, H.; Schenkel, K.D.
An Integrated Communication System with Fully Decentralized Switching
IEEE Trans. on Communications, COM 22 (1974), S. 1292-1296
- /3.26/ Willard, D.G.
A Time Division Multiple Access System for Digital Communication
Computer Design, June 1974, S. 79-83
- /3.27/ Hafner, E.R.; Nenadal, Z.; Tschanz, M.
A Digital Loop Communication System
IEEE Trans. on Communications, June 1974, S. 877-881
- /3.28/ Hafner, E.R.
Digital Communication Loops - A Survey
1974 Zürich Seminar, D1(1) - D1(7)
- /3.29/ Fischer, K.
Aspects of Service Integration in Analog and Digital Networks
International Switching Symposium, München 1974, S. 244/1-244/5
- /3.30/ Poschenrieder, W.
Technische Realisierungsmöglichkeiten der Breitbandkommunikation
Der Ingenieur der Deutschen Bundespost 23 (1974), H.6, S. 173-179
- /3.31/ Herzig, W.
Synchronization in a 300 Mbit/s Digital Time - Division Multiple-Access System
Proc. 21st Internat. Scientific Congr. on Electronics, Rom 1974, S. 390-398

- /3.32/ Aldinger, M.; Herold, W.E.; Krick, W.
Spektrale Spreizung als Multiplex-Verfahren - Eine Einführung
Nachrichtentechnische Zeitschrift 28 (1975), H.3, S. 79-88
- /3.33/ Hafner, E.R.; Nenadal, B.; Tschanz, M.
Integrierte lokale Kommunikation - Prinzipien und Realisierung
Hasler-Mitteilungen 1975, Nr. 2, S. 59-64
- /3.34/ Jagodic, M.; Irsic, A.
Digital Transmission System with Distributed Switching for Low Traffic Density Areas
Proc. Int. Conf. Commun. 1975, San Francisco, Calif., June, S. 22-30
- /3.35/ Pehani, B.; Leonardis, S.
The Solving of Telecommunication Networks in underdeveloped (rural) regions
Telcom 1976, Tagungsband S. 1.2.7.1 - 1.2.7.5
- /3.36/ Forss, B.; Haffner, E.
A Digital Loop Concentrator for Expanding Integrated PCM Systems into the Local Area
Intern. Symp. on Subscriber Loops and Services 1976, London, S. 178 ff.
- /3.37/ Lindner, J.
Kollektive von Binärfolgen für asynchrones Codemultiplex
Archiv für Elektronik und Übertragungstechnik 31 (1977), H. 6, S. 231-238
- /3.38/ Herzig, W.; Hildenbrand, R.; Prögler, M.
Ein experimentelles 300-Mbit/s-Nachrichtensystem mit dezentraler Vermittlung
Nachrichtentechn. Zeitschrift 31 (1978), H. 1, S. 63-66
- /3.39/ Mrozynski, G.
Beurteilung der Funktionssicherheit von Nachrichtennetzen mit mehreren Hierarchieebenen
Frequenz 33 (1979), H. 3, S. 62-67
- /3.40/ Fußgänger, K.; Haller, U.; Ohnsorge, H.
Experimentalsystem für ein integriertes Kommunikationsnetz mit optischen Kanälen
Frequenz 33 (1979), H. 6, S. 165-170

- /4.1/ Nocker, R. /Siemens AG
Nachrichtensystem mit Vielfachzugriff und dezentraler Vermittlung
Deutsche Patentschrift 2 619 391 vom 30.11.1978
- /4.2/ Nocker, R.
A Time Division Multiplex Communication Network Featuring Decentralized Switching and Reduced Bandwidth
Siemens Forschungs- und Entwicklungsberichte 6 (1977), H. 4, S. 198-203
- /4.3/ Mrva, M.; Nocker, R.
Optimierung der Struktur künftiger Nachrichtennetze
Forschungsbericht BMFT-FB T 78-55, Dezember 1978
- /4.4/ Nocker, R. / Siemens AG
Nachrichtensystem mit Vielfachzugriff und einem Baumleiternetz
Deutsche Patentanmeldung vom 26.01.1977
- /5.1/ Kampe, G.; Kühn, P.
Graded Delay Systems with Infinite or Finite Source Traffic and Exponential or Constant Holding Time.
Archiv f. Elektronik u. Übertragungstechnik 32 (1978), H. 1, S. 8-18
- /5.2/ Kühn, P.
Analysis of Switching System Control Structures by Decomposition.
Archiv f. Elektronik u. Übertragungstechnik 34 (1980), H. 2, S. 52-59
- /5.3/ Dor, N.M.
Guide to the Length of Buffer Storage Required for Random (Poisson) Input and Constant Output Rates.
IEEE Trans. on Electronic Computers 1967, October, S. 683-684
- /5.4/ Chu, W.W.
Buffer Behavior for Poisson Arrivals and Multiple Synchronous Constant Outputs.
IEEE Transactions on Computers Vol. C 19 (1970), No. 6, pp. 530-534
- /5.5/ Störmer, u.a.
Verkehrstheorie.
Oldenbourg Verlag, München 1966
- /5.6/ Cooper
Introduction to queuing theory.
Macmillan Company, New York 1972
- /5.7/ Fisz, M.
Wahrscheinlichkeitsrechnung und mathematische Statistik.
VEB Deutscher Verlag der Wissenschaften, Berlin 1973

- /5.8/ Kendall, D.G.
Stochastic Processes occuring in the Theory of Queues and
their Analysis by the Method of the imbedded Markov Chain.
Annals of Mathematical Statistics 24 (1953), S. 338-354
- /6.1/ Nocker, R.
Verkehrsmodell für reinen Internverkehr
Siemens-Laborbericht SYST 112/259 ed/No/Zech vom 21.04.1975
- /6.2/ Daisenberger, G.; Nocker, R.
Ein elementares Verkehrsmodell für reinen Internverkehr
zwischen endlich vielen Teilnehmern
Nachrichtentechn. Zeitschrift 29 (1976), H. 8, S. 592-596
- /6.3/ Botsch, D.
Die Verlustwahrscheinlichkeit einstufiger Koppelanordnungen
der Vermittlungstechnik mit Intern- und Externverkehr.
Archiv für Elektronik und Übertragungstechnik 22 (1968),
H. 3, S. 127-132
- /6.4/ Bazlen, D.
Mehrstufige doppelt gerichtete Koppelanordnungen der Vermittlungstechnik mit Intern- und Externverkehr.
18. Bericht über verkehrstheoretische Arbeiten, Institut
für Nachrichtenvermittlung und Datenverarbeitung, Universität Stuttgart
- /6.5/ Störmer u.a.
Verkehrstheorie.
Oldenbourg Verlag, München 1966
- /6.6/ Cooper, R.B.
Introduction to queuing theory.
Macmillan Company, New York 1972
- /6.7/ Daisenberger, G.
Grundlagen zur Planung von Vermittlungseinrichtungen.
Niederschrift eines Siemens-Lehrgangs
- /6.8/ Herzog, U.
Methoden zur Analyse des dynamischen Ablaufgeschehens in
Datennetzen.
NTG-Fachberichte Band 55 (Vorträge der NTG-Fachtagung
Datennetze, Baden-Baden 1976)
- /6.9/ König, D.; Stoyan, D.
Methoden der Bedienungstheorie.
Vieweg-Verlag, Braunschweig 1976
- /6.10/ Mrozynski, G.
Mittlere Wartezeit und Wartewahrscheinlichkeit in einem
dezentral vermittelnden System mit reinem Internverkehr
zwischen endlich vielen Teilnehmern.
Archiv f. Elektronik und Übertragungstechnik 32 (1978),
H. 3, S. 89-93

/6.11/ Siemens AG.

Tabellenbuch Fernsprechverkehrstheorie, Teil 1.
Siemens Verlag, München 1970

/7.1/ Nocker, R.

Einige Probleme bei der Einführung digitaler Nebenstellen-
anlagen.
Frequenz 34 (1980), H. 12, S. 338-342